



ЕНЦИКЛОПЕДІЯ КІБЕРНЕТИКИ

Р. М.

2

ЕК





ЕНЦИКЛОПЕДІЯ КІБЕРНЕТИКИ



**АКАДЕМІЯ НАУК
УКРАЇНСЬКОЇ РАДЯНСЬКОЇ СОЦІАЛІСТИЧНОЇ РЕСПУБЛІКИ**

**НАУКОВА РАДА
ГОЛОВНОЇ РЕДАКЦІЇ УКРАЇНСЬКОЇ РАДЯНСЬКОЇ ЕНЦИКЛОПЕДІЇ**

М. П. БАЖАН (голова Наукової ради), Б. М. ПАВІЙ, І. К. СІЛОДІД,
П. А. ВЛАСЮК, В. М. ГЛУШКОВ, Г. В. ГОЛОВКО, В. Н. ГРІДНІВ, В. С. ГУ-
ТИРЯ, Г. М. ДОБРОВ, О. З. ЖМУДСЬКИЙ, Р. С. КАВЕЦЬКИЙ, В. І. КАСІЯН,
І. І. КОМПАНІВЦЬ, (заст. голови Наукової ради), В. М. КОРЕЦЬКИЙ,
І. Д. НАЗАРЕНКО, Л. М. НОВИЧЕНКО, О. С. ПАРАСЮК, В. С. ПАТОН,
В. Ф. ПЕРЕСИПКИН, І. Г. ПІДОПЛІЧКО, В. В. ПОРФИР'ЄВ, Л. М. РЕВУ-
ЦЬКИЙ, М. С. СИВАЧЕНКО, А. Д. СКАБА, К. Ф. СТАРОДУВОВ, С. І. СУВ-
ВОТІН, В. М. ТЕРЛЕЦЬКИЙ, П. Т. ТРОНЬКО, О. Я. УСИКОВ, П. М. ФЕД-
ЧЕНКО, І. М. ФЕДОРЧЕНКО, І. М. ФРАНЦЕВИЧ, В. В. ЦВІТКОВ, Р. В. ЧА-
ГОВЕЦЬ, М. З. ШАМОТА, Г. А. ШВЕД (відповідальний секретар Наукової
ради), Г. Г. ШЕВЕЛЬ, В. І. ШЕНКАРУК, С. М. ЯМПОЛЬСЬКИЙ.



ЕНЦИКЛОПЕДІЯ КІБЕРНЕТИКИ

РЕДАКЦІЙНА КОЛЕГІЯ
ЕНЦИКЛОПЕДІЇ КІБЕРНЕТИКИ

В. М. ГЛУШКОВ (відповідальний редактор), М. М. АМОСОВ, І. П. АРТЕМЕНКО, О. О. БАКАЄВ, В. В. ІВАНОВ, Л. А. КАЛУЖНІЙ, В. А. КОВАЛЕВСЬКИЙ, В. С. КОРОЛЮК, М. І. КРАТКО, В. М. КУНЦЕВИЧ, О. І. КУХТЕНКО (заст. відповідального редактора), В. М. МАЛИНОВСЬКИЙ, В. С. МИХАЛЕВИЧ, П. В. ПОХОДЗІЛО (відповідальний секретар), Г. С. ПУХОВ, В. М. ПШЕНИЧНИЙ, З. Л. РАВИНОВИЧ, Б. Б. ТИМОФЄЄВ, К. Л. ЮЩЕНКО,

ТОМ ДРУГИЙ

М — Я

ГОЛОВНА РЕДАКЦІЯ
УКРАЇНСЬКОЇ РАДЯНСЬКОЇ ЕНЦИКЛОПЕДІЇ
КИЇВ 1973

СДЗ. 154. 1(03)

© ГОЛОВНА РЕДАКЦІЯ УРЕ, 1973 р.

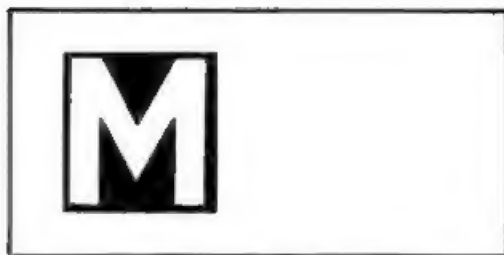
Том підписано до друку 15 серпня 1973 р.
КИЇВСЬКА КНИЖКОВА ФАБРИКА

ДЗ—3—006
Б М 222 (04) — 73

«М-20» — цифрова електронна обчислювальна машина загального призначення, орієнтована на розв'язування складних математичних задач. Розроблено її 1958 в Ін-ті точної механіки і обчисл. техніки АН СРСР. «М-20» була початковою моделлю сім'ї суцільних обчисл. машин «М-220» та «М-222». Середня швидкість — 20 тис. трьохадресних операцій за 1 сек. Система числення — двійкова. Спосіб представлення чисел — з плаваючою комою. Розрядність — 45 двійкових розрядів (мантиса — 36 розрядів, знак числа — 1 розряд, порядок — 7 розрядів, ознака числа — 1 розряд). Діапазон чисел, з якими оперує машина — в межах від 2^{-84} до 2^{+83} .

Структура команд — трьохадресна, з автомат. зміною адрес. Кожна адреса складається з 12 двійкових розрядів, завдяки цьому в операційному запам'ятовувальному пристрої (цикл звертання 6 мксек, виконаний на феритових осердях) можна зберігати 4096 слів. У машині передбачено зовнішні ЗП на магн. барабанах і стрічках. Три магн. барабани дають можливість запам'ятати до 12 288 слів, а чотири блоки нагромаджувачів на магн. стрічці забезпечують зберігання понад 300 тис. чисел або команд. Швидкість обміну інформацією з ОЗП, без урахування часу чекання, становить для магн. барабанів 12 тис., а для магн. стрічок — 2800 слів за 1 сек. Введення інформації в машину проводиться з перфокарт зі швидкістю 100 карт/за. Подання карт — широкою стороною з мех. зчитуванням пробивок. Пристрій введення — швидкодіючий друкувальний пристрій (швидкість 15 рядків/сек.) і вихідний перфоратор (швидкість 50 карт/за). Проміжний буферний ЗП на магн. барабані дає змогу одночасно виводити результати і робити обчислювання.

Машину побудовано за дрібноблоковим принципом. Стандартні блоки виконано на імпульсній системі елементів. У машині ви-



«М-220» — цифрова електронна обчислювальна машина загального призначення. Призначена для розв'язування науково-технічних та окремих класів економічних задач. За структурою й системою команд «М-220» подібна до «М-20», але побудована на напівпровідникових приладах. Швидкість — близько 27 тис. трьохадресних операцій за 1 сек.

Центр обчислювач складається з блоку керування й арифм. пристрою, призначений для виконання операцій над числами й командами. Ємність оперативного ЗП (ОЗП) на феритових осердях з часом обертання 6 мксек — від 4096 до 16 384 47-розрядних слів.

Зовнішній ЗП (ЗЗП) на магн. стрічці складається з 4 стрічкопротяжних механізмів і одного блоку керування, заг. ємність його 4 млн. слів. Швидкість читання чи записування інформації становить 5 тис. слів за 1 сек (передбачено можливість збільшення ємності нагромаджувача на магн. стрічках до 16 млн. слів). Ємність ЗЗП на магн. барабані становить 24 576 слів. Крім того, є буферний ЗП на 1024 слова, який використовують для виведення інформації. Макс. час звертання до магн. барабана не перевищує 60 мсек, а швидкість обміну становить 17 тис. слів за 1 сек. Передбачено можливість додатково підключати магн. барабани, збільшуючи заг. ємність нагромаджувача до 65 536 слів.



Цифрова обчислювальна машина «М-220».

користано 4500 електронних ламп і 35 тис. напівпровідникових діодів.

Лит.: Ляшенко В. Ф. Программирование для цифровых вычислительных машин М-20, ВЭСМ-3М, ВЭСМ-6, М-220. М., 1967 (Библиогр. с. 416).

Ю. В. Старченко.

Пристрій керування виведенням забезпечує виведення інформації на алфавітно-цифровий друкувальний пристрій (АЦДП) типу «АЦПУ-128» або на перфоратор результатів. Швидкість роботи перфоратора — 100 карт/за, АЦДП — 400 рядків/за. АЦДП забезпечує

друкування інформації у вісімковій, десятичній або алфавітно-цифровій формі. Довжина рядка — 128 знаків. За допомогою АЦДП можна виводити таблиці й графіки.

За допомогою пристрою введення з перфокарт можна вводити інформацію зі швидкістю 700 карт за 1 с. Наявність конутації в ньому дозволяє обробляти картки, перфоровані на будь-якому пристрої. В машині є керуючий канал (входом — виходом) на 45 двійкових розрядів для обміну інформацією з ін. пристроями (напр., пристрій з'єднання з лініями зв'язку) або з обчисл. машинами, де є режим переривання програм. Керуючий канал на 18 двійкових розрядів дає змогу підключати аналогові системи або реальні об'єкти через спец. перетворювачі, а також графобудовники. Завдяки сигналам переривання й каналом обміну можна провадити обмін інформацією між машинами й виконувати одну й ту саму програму паралельно на кількох ЦОМ. Можливості машини значно зростають, коли підключають довготривалий ЗП (ДЗП) ємністю 18 384 слова. Для побудови схем у «М-220» використано імпульсно-потенціальну систему елементів, яка працює на частоті 660 кГц.

Щоб підвищити надійність, полегшити контроль за виконанням обчисл. процесу й усунути несправності, в машині здійснюються контроль за модулем 2 передавання інформації між магнітним ОЗП, центр. обчислювачем, зовнішніми магн. ЗП, зовн. вихідними й вхідними пристроями й контроль над вибиранням числа або команди за адресою.

Для збільшення швидкості виконання операцій застосовано ряд логічних прийомів: приймання наступної команди поспільно з виконанням поточної, множення здійснюється одночасно на два розряди із завантажуваним перекосом, додавання й віднімання під час операцій множення й ділення суміщено в часі й асувами.

Лит. див. також В. Ф. Программирование на цифровых вычислительных машинах М-20, ВЭСМ-3М, ВЭСМ-4, М-220. М., 1967 [616].

МАЖОРИТАРНИЙ ЕЛЕМЕНТ — пристрій, що реалізує мажоритарну операцію (див. *Логіка мажоритарна*). Становить окремий випадок порогового елемента. На основі М. е. може бути реалізований функціонально повний набір логічних елементів ЦОМ. Найприродніше М. е. реалізується на основі параметронів і «твініш» — пар Готто на тунельних діодах. У практиці набули поширення двозначні три-виходові, арідка п'ятихвостові М. а. Застосовують як відновний орган у схемах з багаторазовим резервуванням, а також як функціональний елемент в обчислювальних і керуючих пристроях дискретної дії.

МАЙЄРА ЗАДАЧА — варіаційна задача з рухомими кінцями і диференціальним зв'язком. Формулюється так: серед кривих $y(x)$, що задовольняють дифер. рівняння

$$\Phi_1(x, y, y') = 0, \quad x_1 \leq x \leq x_2, \quad (1)$$

$$y = (y_1, \dots, y_n), \quad i = 1, \dots, n, \quad m \leq n$$

і граничні умови

$$\Phi_i(x_1, y(x_1)) = 0, \quad i = 1, \dots, k, \quad k \leq n+1, \quad (2)$$

$$\Psi_j(x_2, y(x_2)) = 0, \quad j = 1, \dots, p, \quad p \leq n+1, \quad (3)$$

відшукати таку криву, яка надає мінімуму функціоналові

$$I = g(x_1, y(x_1), x_2, y(x_2)).$$

При цьому ф-ції g, Φ_i, Ψ_j, g мають задовольняти певні вимоги гладкості.

Рівняння (2) і (3) визначають у $(n+1)$ -вимірному просторі деякі поверхні S_1 і S_p . Одна з них, напр., S_1 , може вироджуватися в точку. В такому разі М. з. є задачею з одним фіксованим і одним рухомими кінцями.

М. з. збігається з *Больца задачею*, якщо в останній у функціоналі I ф-ція $f \equiv 0$. Тоді й уся теорія Больцової задачі цілком переноситься на М. з. Зокрема, для М. з. справедливі правило множення і наслідки, що випливають з нього, — *умови трансверсальності*, Ейлерові рівняння та умови Вейерштрасса — Ердмана для кутових точок.

Якщо розглядати криві $y_1(x), \dots, y_n(x), y_{n+1}(x)$, які задовольняють умови (1—3), крім того, умови $y_{n+1}(x) = 0, y_{n+1}(x_1) = x_1 - x_2$, і записати I у вигляді $I = \int_{x_1}^{x_2} y_{n+1}(x) dx$, то в такому вигляді М. з. еквівалентна *Лагранжа задачі*.

Лит. див. до ст. *Варіаційне числення*.

Ю. М. Данилін.

МАК-КЛАСКІ АЛГОРИТМ — алгоритм побудови скороченої *диз'юнктивної нормальної форми* (ДНФ) представлення *булевої функції* з П досконалої *диз'юнктивної нормальної форми*. М.-К. а. оснований на використанні певного спец. способу представлення конститuent та імплікант, а також задавання досконалої ДНФ булевих функцій. Відповідно до цього способу конституенти одиниці зображують за допомогою умовних чисел, які називають номерами відповідних конститuent. Номер конституенти визначається числом, запис якого в двійковій системі числення збігається з набором значень змінних, на якому конституента набуває одиничного значення. Досконалу ДНФ ф-ції задає множина номерів конститuent одиниць цієї ф-ції.

Якщо номери конститuent записують у двійковій системі числення, то елементарні добути за заздалегідь фіксованої нумерації змінних зображуються за допомогою послідовних нулів, одиниць і міток. Змінний без заперечення відповідає «1», змінний із запереченням — «0», а відсутності змінної — мітка (напр., при $n=4, x_1x_2x_3x_4$ позначається $1-01, x_1-1-----$ і т. п.). М.-К. а. за такого запису полягає ось у чому. Номер конститuent заданої булевої ф-ції поділяються за числом одиниць у їхньому двійковому запису на неперетинні групи, і кожній групі присвоюється такий індекс, що до групи з індексом i ($i=1, 2, 3, \dots, n$) входять усі кон-

ститують, які в двійковому запису номерів мають і одиниці. Між номерами конститuent, які входять у групу, індекси яких різняться на одиницю, робляться попарні порівняння. Якщо порівнювані номери різняться значенням певного розряду (напр., 0001 і 0101), на його місці ставлять мітку (0—01), а номери, над якими виконано порівняння, позначаються. Порівняння номерів конститuent і одержання внаслідок цього деяких нових номерів в мітках, які являють собою елементарні добутки, відповідає виконанню операції склеювання порівнюваних конститuent. До одержаних номерів знову застосовують операцію попарного порівнювання, яка в цьому випадку вже відповідає склеюванню елементарних добутків. Номери в мітках, над якими виконано порівняння, знову позначаються. Скорочену ДНФ заданої ф-ції одержують внаслідок виконання всіх можливих операцій попарного порівнювання. Її вона має лише ті елементарні добутки, номери яких після всіх порівнянь залишаться непозначеними. Вибір лише непозначених елементарних добутків відповідає виконанню всіх можливих операцій поглинання.

Окрім двійкової системи числення для записування номерів конститuent іноді використовують десяткову систему (т. з. досконалий М.-К. а.). За такого записування не потрібні спец. мітки в представленні номерів елементарних добутків. Однак для відображення результатів порівняння номерів конститuent і представлення елементарних добутків у цьому випадку доводиться формувати додаткові ознаки, які є певною впорядкованою множиною номерів та їхніх різниць. Це призводить до ускладнення процедури порівнювання. Складнішим при вкористанні десяткової системи числення виявляється й перехід від одержуваного в результаті роботи М.-К. а. представлення імплікант до записування їх у якому вигляді.

М.-К. а. є модернізацією першого стану *Квайна методу мінімізації* булевих функцій. Метод мінімізації, оснований на використанні М.-К. а., звичайно називають методом Квайна — Мак-Класкі. Цей метод дуже зручний на практиці, бо дає змогу замінити громіздке записування конститuent та імплікант простішим та істотно зменшув число порівнянь конститuent і елементарних добутків при побудові скороченої ДНФ.

Лит.: Галушкова В. М. Синтез цифрових автоматів. М., 1962 (Бібліот. с. 464—469); McClellan E. I. Minimization of boolean functions. «The bell system technical journal», 1956, № 35, № 6.

Ю. Л. Івасюк.

МАКРОКОМАНДА — оператор у машинно-орієнтованих мовах програмування, який реалізується кількома машинними командами. За допомогою М. можна замовити для задачі деякі ресурси, абстрагувати процес введення — виведення, викликати для розв'язування підпорядковану задачу та ін. *Підпрограма* операційної системи, які відпрацьовують М., властиві, як правило, якійсь *пріоритет*, особливо, коли вони пов'язані з обробкою інформації в реальному масштабі

часу. Близьким до М. поняттям у мовах машинних є екстракод — команда зі спец. кодом операції, яка викликає звернення до операційної системи.

А. І. Нистітін.

МАКРОМОДЕЛІ ЕКОНОМІЧНІ — математичне представлення найістотніших зв'язків інтегрально описуваного економічного процесу, яке дає змогу простежити його розвиток на основі ідей планування або прогнозування. М. є в засобом об'єднання окремих моделей для вивчення суперечностей між окремими компонентами економіки, який сприяє одержанню об'єктивної оцінки розвитку різних економ. підсистем. Спочатку під М. є розуміли моделі, які оперують синтетичними показниками (суспільний продукт, національний доход, інвестиції тощо). Першою спробою макроеконом. аналізу в «Економічна таблиця» франц. економіста Ф. Кене (1758), в якій у ще не розгорнутому вигляді сформульовано ідею простого відтворення й запроваджено поняття сукупного суспільного продукту, основних та оборотних фондів, «економ. надлишку» (додаткова вартість у розумінні фізіократів) тощо. Виникнення теорії відтворення пов'язане з працями К. Маркса, чий числовий двосекторний моделі є основою для теорії відтворення (в т. ч., макромоделювання) і для практики планування. Схеми К. Маркса й В. І. Леніна, призначені для цілої заг. позітекономічного аналізу, абстрагуються від багатьох сторін реального економ. процесу. В працях рад. економістів і економістів соціалістич. країн вони розвиваються в таких напрямках: 1) дослідження процесу відтворення при змінних параметрах і з урахуванням якомога більшої кількості факторів; 2) узгодження різних стадій ітераційного процесу планування; 3) оптимізація управління нар. г-вом.

Поділ на макро- й мікромоделі економіки є подвійним. По-перше, моделі класифікують з позиції розгляданого об'єкта: М. є описують нар. г-во в цілому, а мікромоделі характеризують «найнижчі» економ. одиниці. Така класифікація є наслідком відображення структури економ. системи. По-друге, поділ моделей пов'язується з кількістю позицій, представлених у моделі для характеристики зм. фіксованого розгляданого об'єкта, тобто з номенклатурою позицій моделі. Обидва напрями класифікації пов'язані з аспектом укрупненості описування економ. процесів. Іноді виключають з класу М. є. моделі з векторною ф-цією стану системи, напр., моделі, які характеризують нар. г-во вектором випуску продуктів — агрегатів (як агрегати можна розглядати галузі, сектори або підрозділи). Тоді вже й двосекторні моделі не належать до класу М. є. В іншому випадку М. є. ототожнюють з *моделами зростання* або розвитку економіки, а оскільки до моделей зростання зараховують і багатоголужеві моделі, то й їх розглядають як М. є. Усе ж такі визначальні ознаки в понятті М. є., очевидно, є макрорівень, бо макропідхід з позиції укрупнення краще відображувати, вказуючи на сту-

піння агрегування. При такому розумінні є рація живити термін «макроагрегована» й «макроагрегована» модель (напр., між-продуктовий баланс нар. г-ва). М. е., як моделі загальноекономі. системи, повинні охоплювати подвійний аспект макро, тобто і за об'єктом дослідження, і за ступенем агрегування змінних.

Залежно від наявної інформації та прийнятої при моделюванні гіпотези відносно поведінки системи М. е. поділяють: за призначенням — на оптимізаційні та неоптимізаційні (серед останніх виділяють, напр., балансові моделі, моделі рівноваги, багатфакторні кореляційні); за виглядом функціональних співвідношень — на лінійні та нелінійні; за врахуванням фактора часу — на статичні й динамічні (в т. ч. зі скінченним і нескінченим інтервалом планування неперервного й дискретного характеру); за ступенем відображення невизначеності випадкового характеру — на детерміновані та ймовірнісні; за використанням рівнем агрегування показників, які характеризують об'єкт. Ці останні своєю чергою поділяються на такі види: гранично укрупнені або однопродуктові моделі (зокрема, моделі зростання у вигляді макроробочих функцій); дуже агреговані моделі з кількістю секторів до кількох десятків; мало агреговані моделі (до кількох сотень секторів); макроагреговані (тобто практично деталізовані моделі).

В часовому аспекті М. е. можуть теоретично охоплювати будь-який проміжок часу $0 < t < T < \infty$, практично $t_{\text{поч}} < T < t_{\text{мах}}$, де $t_{\text{поч}}$ визначається надійністю інформації, $t_{\text{мах}}$ — доцільністю й необхідністю поновлення деяких елементів моделі. М. е. однаковою мірою базуються на якісному й кількісному аналізі, причому тільки моделі, які відображують виробничо-тех. фактори й соціально-економік, природу модельованого процесу, можуть претендувати на адекватність.

Оси. керуючим параметром у гранично й дуже агрегованих М. е. є співвідношення між споживанням і нагромадженням (числові моделі С. Г. Струмиліна, моделі В. С. Немчинова, О. Ланге та ін.). Напр., за схемою Струмиліна працездатне населення країни створює в базисний рік Y_0 одиниць національного доходу, який зростає лише за рахунок фондозаброєності праці, тобто $\Delta Y_t = E F_t$, де E — ефект вкладень, аналог фондозвіддачі, F_t — осн. та оборотні фонди на початок періоду t . Приріст фондів ΔF_t здійснюється внаслідок скерування на розширення їх частини x національного доходу, тобто $\Delta F_t = x \Delta Y_t$. На споживання витрачається $C_t = C_0 + \Delta Y_t - \Delta F_t$. Необхідно визначити долю x національного доходу, при якій протягом 40 років (термін працездатності покоління) максимізується сумарний фонд споживання

$$\sum_{t=1}^{40} C_t = 40C_0 + F_1 \frac{1-x}{x} [(1+Ex)^{40} - 1].$$

У багатьох випадках до схеми Струмиліна додають умову монотонного зростання споживання, а з критерій уводять зважувальну функцію $g(t) = e^{-\lambda t}$, тобто розглядають функцію споживання $\sum_{t=1}^n C_t e^{-\lambda t}$. В процесі

її аналізу встановлюють залежність глобального максимуму від вибору ф-ції зважування, визначають межі області, якій повинна належати норма нагромадження x . Результати розрахунків по поднуванню нагромадження і споживання залучають при побудові моделі співвідношення між зростанням продуктивності праці й заробітної плати.

Серед питань, розглянутих на основі дуже укрупнених М. е., слід згадати на співвідношення темпів зростання I і II підрозділів. З менше агрегованих М. е. необхідно виділити моделі Л. В. Канторовича, засновану на задачі програмування лінійного. Інгредиенты моделі розбито на 4 групи: 1) первинні ресурси (населення, природні запаси корисних ископалих тощо); 2) виробничі фактори (категорії праці, виробничі потужності, основні природні ресурси); 3) проміжні продукти (сировина, матеріали тощо); 4) кінцеві продукти (предмети народного споживання й виробничі послуги). Виробничі способи, стосовні одного періоду (виробництво, транспорт) і багатьох періодів (створення й використання фондів, освоєння природних ресурсів), записують у вигляді матриці (a_{ij}^t) , де i — вид продукту, ресурсу тощо; t — рік; j — технологічний спосіб; $a_{ij}^t < 0$ відповідає витратам, $a_{ij}^t > 0$ — випускові продукції. План визначається заданням інтенсивностей r_j технологічних способів, і цям фіксуються баланси за різними ингредиентами $x_{ij} = \sum_t r_j a_{ij}^t$.

За допомогою цих балансів записують обмеження, які визначають допустимий план: обмеження на первинні ресурси для всіх періодів $x_{i,1} > -L_{i,1}$; завдання виробничих потужностей, основних природних ресурсів тощо в початковий період $x_{i,1} > -L_{i,1}$; баланси за проміжними продуктами $x_{i,1} > 0$; обмеження на кінцеві продукти, напр., вимога випускати їх у певному асортименті: $x_{i,1} = C_{i,1} D_i$. Тут $L_{i,1}$ — наявність різних видів ресурсів, $C_{i,1}$ — характеристика i -ї компоненти набору D_i .

За критерій оптимізації беруть максимум темпу зростання α кінцевих продуктів, при якому задача $D_t = (1 + \alpha) D_{t-1}$ може бути розв'язаною. Можливі ще й інші критерії ефективності. Значну увагу макромоделюванню приділяють у капіталістичних країнах, де М. е., в яких оперують синтетичними показниками, з'явилися на початку 30-х років 20 ст. Ці М. е. відображують взаємозв'язок економіки та буржуазної політекономії. Хоч вони й не розв'язують кардинальних проблем

політекономії та розвитку капіталістичної економіки, нагромадження економічного досвіду становить великий інтерес і для моделювання виробничо-тех. аспекту відтворення, і для аналізу її помилок і перспективних ліній розвитку. Важливим кроком у дослідженні проблеми оптимізації економіки стала запропонована амер. математиком Дж. фон Нейманом (1903-1957) концепція розширення й рівноваги для замкненої моделі у передбаченні розвитку з постійними темпами. Останнім часом велику увагу приділяють і узагальненим моделі Неймана, і деяким її окремим випадкам, напр., простій моделі Леонтьєва (див. *Валас Міжгалуєвич*), стосовно якої теорія «розширеної рівноваги» стає простішою. Для дослідження розширеного відтворення в заг. випадку, тобто не тільки в Неймановому розумінні, застосовують різні модифікації моделі Леонтьєва. Осн. функціональним співвідношенням у моделі Курмаєса є $x_t + z_t = f(x_t) - \lambda z_t$, де x_t — капітал у розрахунку на одного робітника в момент t , $f(x)$ — випуск продукції залежно від капіталу, z_t — споживання в розрахунку на одного робітника, λz_t — зростання інвестицій пропорційно зростанню робочої сили, яке своєю чергою пропорційне зростанню населення $L_t = L_0 e^{\lambda t}$ ($\lambda > 0$), L_t — населення в момент t ($L_0 = \text{const}$), z_t — чистий приріст капіталу на одного робітника. За критерій беруть:

$\max \int_0^{\infty} e^{-\rho t} u(x_t) dt$ — інтегр. корисність на

душу населення, $\max \int_0^{\infty} e^{-\rho t} u(x_t) dt$ — су-

марна корисність для всіх людей $\rho^* = \rho - \lambda$ або складніші варіанти побудови *цільової функції*, напр., за допомогою рекурентних співвідношень, які зв'язують значення цільової функції двох послідовних часових інтервалів, один з яких є частиною другого. Літ. М а р к с К. Капітал, т. 2, К., 1954; Д а в і д П. І. З приводу так званого питання про ринки. Поема збірника теорії, т. 1, Струмишин С. Г. К проблеме оптимальных пропорций. «Плановое хозяйство», 1962, № 6; Немчинов В. С. Экономико-математические методы и модели. М., 1965; К а з а н о в Л. В. Математические проблемы расчета и анализа оптимальных динамических моделей. Новосибирск, 1965; А д а м с Р. Математическая экономика. Пер. с англ. М., 1963 [Бібліогр. с. 447-453]. Макроекономические модели планирования и прогнозирования. Пер. с англ. и франц. М. 1971.

В. В. Дем'яненко, В. А. Копельницький.
МАКСИМУМ ПРІНЦИП — принцип оптимальної поведінки гравців в *ігор теорії*. Полягає в прагненні максимізувати мінім. виграш, має особливо велике значення в *іграх антагоністичних*, у яких приводять до одержання 1-го гравцем *гри значення*. Додержуючись М. п., гравці часто змушені застосовувати *стратегії мішани*.

МАКСИМУМУ ПРАВДОПОДІБНОСТІ МЕТОД — метод визначення одного невідомого параметру у випадку, коли розподіл *випадкової величини* належить до класу розподілів,

що залежить від скінченного числа параметрів. Див. *Статистичні оцінки*.

МАНІПУЛЯТОР — механізм, що під керуванням оператора здійснює маніпуляції, еквівалентні діям людської руки. М. застосовують для виконання робіт, під час яких треба брати предмети, перемішувати їх у будь-яку зону робочого простору в недоступному для людини середовищі (висока т-ра, радіоактивність тощо) або виконувати подібні дії з прикладанням великих сил (напр., маніпуляції великою поковкою під молотом). Проводяться роботи щодо створення систем керування М. з використанням електронних обчисл. машин.

І. Т. Пархоменко.

«MARK-1» — перша в світі автоматична електромеханічна цифрова обчислювальна машина з послідовним керуванням. Створила її фірма «Інтернейшнел бізнес машинс корпорейшн» 1944 у співпраці з Гарвардським університетом (США).

Машина являла собою синхронний обчисл. пристрій паралельної дії, оперувала зопа з числами, що мали 23 десятичні цифрові розряди в одній знаковій розряді; у ній було передбачено можливість провадити обчислювання в 46 розрядах. «M-1» виконувала п'ять осн. операцій (додавання, віднімання, множення, ділення та відшукання в таблицях величин, попередньо обчислених машиною). У ній було 60 регістрів для записування констант, 72 нагромаджувальні регістри, центр. блок множення і ділення, пристрої для обчислювання елементарних трансцендентних ф-цій $\log_{10} x$, 10^x та $\sin x$ та 3 механізми для зчитування кодів програми з перфострічок. Введення даних — з перфокарт та повільних перемикачів (використовувалися згодом і електрифіковані друкарські машинки).

Кожна з 60 регістрів констант складалася з 24 десятипозиційних перемикачів. Кожна з 72 нагромаджувальних регістрів складалася з 24 цифрових коліс, за допомогою яких можна було складати і запам'ятовувати числа. Цифрове колесо являло собою, по суті, десятипозиційний перемикач, який перемикається за допомогою магнітної муфти. Операція віднімання (як обернена операції додавання) виконувалася представленням чисел у додатковому коді. Блок множення і ділення провадив множення так: спочатку утворювались і запам'ятовувались 9 цілих чисел, кратних множеному, потім з-поміж них вибиралось число, що відповідало всім цифрам множника. Відібрані числа зсовувались і додавались стовпчиком. Положення коми — фіксоване і встановлювалось на комутаційній панелі. Ділення виконував аналогічно той самий блок. Логарифми, антилогарифми та синус величин обчислювали методом розвинення в ряд цих ф-цій з використанням спец. регістрів. Кожний з трьох механізмів зчитування з перфострічки мав кільцеву стрічку з проперфорованими на ній через однакові проміжки кодами ф-цій та інтерполяційними коефіцієнтами. Спочатку стрічка автоматично

перемотувалась у напрямі до найближчого значення аргументу, потім машина зчитувала значення фізичі і проводила інтерполяцію. Пристрій керування складався з зубчастого колеса, яке перемотувало шкелетуючу перфострічку. У стрічці були поперечні ряди отворів. У кожному з рядів було по 24 різноміоділені отвори, поділені на 8 груп A , B і C по 8 отворів. Кожен ряд отворів містив команду: «Вести число з комірок A , послати його у B , здійснити операцію C ». Пристрій керування, інтерполатор та цифрові колеса працювали синхронно, бо їх приводила в дію мех. система зубчастих передач від одного електромотора. Оси цієї групи мали 300 лев. Середній час виконання операції множення становив бл. 3 сек.

«M-1» було передано Гарвардському ун-ту, працювала вона понад 15 років. На ній було виконано розрахунки для багатьох обчисл. лабораторій США.

Лит. Aiken H. H., Norbert O. M. The automatic sequence controlled calculator. «Electrical engineering», 1946, т. 65, август — september — october — november, У м. л. Б. Автоматическое цифровое вычислительное устройство. Пер. с англ. Л. 1960 (библиогр. с. 316—329). П. В. Локотков

МАРКЕР — спеціальний знак, який наносять на носіїв запису інформації (магнітну стрічку, барабан, перфострічку, перфокарту тощо) разом з основним залом'ятовуваними даними. М. призначено виконувати деякі службові функції, пов'язані з перекобленнями інформації (початок початку або кінця потрібної зони та стирання), розпізнаванням характеру записаної інформації (М адресний, числовий), визначенням розміщення інформації на носії (напр., М. відділяє одну зону на магн. стрічці або барабані від іншої) тощо. Синхронізуючі М. служать для керування записуванням і зчитуванням інформації. Для представлення значень М. використовують просторові (окрема доріжки на магн. стрічці), часові (порядок проходження) чи фізичні (перфорація, кольорові помітки на магн. стрічці) ознаки.

Ю. Л. Ісаків

МАРКОВА ЛАНЦЮГ — марковський процес з дискретним часом і скінченною або лічбовою множиною станів. Нехай $\{x_1, x_2, \dots\}$ — стани М. л.; звичайно вважають, що часовий параметр t пробігає невід'ємні цілі числа. М. л. визначається набором ймовірностей переходу $p_{ij}(n)$, тобто ймовірностями на n -му кроці перейти зі стану i в стан j . Якщо ці ймовірності не залежать від n , то М. л. наз. о д н о р і д н и м. За допомогою М. л. описують еволюцію будь-якої системи, що має скінченну або лічбову множину станів і змінює свої стани від дії незалежних випадкових імпульсів. Нехай X_n — стан системи в момент n , а $g(n, x, y)$ — стан, у який переходить система зі стану x , якщо в момент n на неї впливає імпульс y . Тоді, якщо Y_1, Y_2, \dots — послідовність незалежних імпульсів, то послідовність $X_{n+1} = g(n, X_n, Y_n)$ буде М. л. в перехідною ймовірністю $p_{ij}(n) = p(g(n, x_i, y_n) = x_j)$ (величина $g(n, x_i, y_n)$ — випадко-

ве величина, яка набуває значень x_1, x_2, \dots ; звідси вказано ймовірність того, що ця випадкова величина дорівнює x_j). Якщо $p_{ij}(0)$ позначає ймовірність того, що ця система в початковий момент ($t = 0$) перебуває у стані x_i , то можна обчислити ймовірність будь-якого відрізка траєкторії системи, бо траєкторія на відрізку $[0, n]$ є послідовністю її значень $x(0), x(1), \dots, x(n): p(x(0) = x_0, x(1) = x_1, \dots, x(n) = x_n) = p_{x_0, x_1}(0) p_{x_1, x_2}(1) \dots p_{x_{n-1}, x_n}(n)$. Знаючи ймовірності переходу

$p_{ij}(n)$, які наз. ймовірностями переходу за один крок, можна обчислити ймовірності переходу за кілька кроків $p_{ij}(m, n)$, тобто ймовірність системи в момент n потрапити у стан j , якщо вона в момент $m < n$ перебувала в стані i . Справджується формула

$$p_{ij}(m, n+1) = \sum_k p_{ik}(m, n) p_{kj}(n, n+1) \quad (1)$$

(підсумовування аналіз здійснюється за всіма значеннями індекса, який вказано під знаком суми). Визначаючи ймовірності переходу, зручно розташовувати їх у матриці

$$P(m, n) = (p_{ij}(m, n)), \quad P(n) = (p_{ij}(n))$$

(i вказує на номер рядка, а j — номер стовпчика, на перетині яких стоїть елемент, що його вказав в обох рівностях справа). Матриці такого вигляду наз. стохастичними, вони являють собою матриці з невід'ємними елементами, причому сума елементів по рядку дорівнює 1. Стохастичною матрицею є й добуток стохастичних матриць. Співвідношення (1) за допомогою матриць записують так:

$$P(m, n) = P(m+1) P(m+2) \dots P(m+n).$$

Однією з найважливіших задач М. л. є вивчення поведінки ймовірностей $p_{ij}(n, n)$ при $n \rightarrow \infty$. Цю задачу розглядають здебільшого для однорідних ланцюгів. У цьому разі $P(n) = P$ не залежить від n , отже, $P(m, n) = P^n$ (справа стоїть n -ий степінь матриці P). Отже, задача зводиться до вивчення поведінки n -го степеня стохастичної матриці при $n \rightarrow \infty$. Найцікавішим з практичної точки зору є той випадок, коли виконується ергодична теорема, тобто $p_{ij}(m, n)$ при $n \rightarrow \infty$ приймають до границі p_j , яка не залежить від первісного стану i . Для М. л. зі скінченною множиною станів для виконання ергодичної теореми необхідно й достатньо, щоб при певному n у матриці P^n був хоч один стовпчик, складений з додатних елементів; зокрема, якщо такою є матриця P , то ергодична теорема виконується (див. *Ергодична теорема*). Ймовірності $p_j = \lim_{n \rightarrow \infty} p_{ij}(m, n)$

наз. ергодичними ймовірностями: вони є стаціонарними ймовірностями: якщо $p(x(0) = x_j) = p_j$, то $p(x(n) = x_j) = p_j$ при всіх $n > 0$. Стаціонарні ймовір-

ності задовольняють рівняння $\sum p_{ij} = p_j$ (тут p_{ij} — ймовірності переходу за один крок одновірального ланцюга). Це рівняння з умовою $\sum p_j = 1$ з ергодичному випадку

(коли справджується ергодична теорема) однозначно визначає ергодичні ймовірності. Складнішим є випадок нескінченної множини станів. Осн. відмінність між М. п. зі скінченною і зліченною множиною станів полягає в тому, що в разі, коли множина зліченна, всі стани можуть бути неістотними, істотні стани не обов'язково зворотні, а якщо вони й зворотні, то обов'язково додатні. В скінченному М. п. такого бути не може. Див. також *Випадковий процесів теорія*. Літ. Савинський Т. А. Основы теории процессов Маркова. М. 1954 (бібліогр. с. 202–203). Чжун К. Олпорные цепи Маркова Пер. с англ. М., 1964 (бібліогр. с. 406–413). А. В. Скороход.

МАРКОВСЬКИЙ ПРОЦЕС — випадковий процес, який має ту властивість, що його поведінка після моменту t залежить тільки від його значення в цей момент і не залежить від попередніх процесу до моменту t . Поняття М. п. як узагальнення поняття динамічної системи ввів рад. математик А. М. Колмогоров (п. 1903). Кажуть, що в певному фазовому просторі X динамічну систему визначено, якщо задамо ф-цію $p(t, x, y)$ для $t < x$, $x \in X$, зі значеннями в X , яка визначає положення системи (це положення визначається точкою фазового простору) в момент x , якщо в момент t її положення було x . Ця ф-ція задовольняє еволюційне співвідношення $p(t, x, y) = p(x, p(t, x, z), y)$, якщо тільки $t < x < y$. Це співвідношення означає, що, перебуваючи в момент t у точці x і потрапляючи в певний момент y в стан $p(t, x, y)$, система попутно до моменту x потрапляє в стан $p(t, x, z)$. У певному фазовому просторі X задано М. п., якщо визначено ф-цію $p(t, x, y, E) \rightarrow$ ймовірність того, що система, перебуваючи в момент t у стані x , у момент $y > t$ потрапить в один із станів множини E . При цьому необхідно, щоб: 1) функцію $p(t, x, y, E)$ було визначено для всіх $t < y$, які належать певній множині моментів T (ця множина наз. областю визначення процесу), $x \in X$ і E належить певній σ -алгебрі з підмножини із X ; 2) функція $p(t, x, y, E)$ була мірою за E (так має бути, бо $p(t, x, y, E)$ є ймовірність); 3) при $t < y < u$ виконувалося співвідношення

$$p(t, x, y, E) = \int p(x, y, z, E) p(t, x, z, dy). \quad (1)$$

Щоб це співвідношення мало сенс, необхідно також, щоб $p(t, x, y, E)$ для всіх $t < y$ і $E \subset X$ було вимірним за x . Рівняння (1) наз. рівнянням Чепмена — Колмогорова, воно є аналогом еволюційного співвідношення при переході з x в E за час від t до y , система попутно з ймовірністю $p(t, x, z, dy)$ потрапляє в околу точки y , а потім з ймовірністю $p(x, y, E)$ переходить із y в E . При цьому, оскільки y може бути будь-яким, то по y треба провести інтегрування (підсумувати всі можли-

вості). Область визначення T М. п. може бути або певною послідовністю моментів часу, тоді М. п. наз. процесом з дискретним часом (за T в цьому разі беруть здебільшого послідовність натуральних чисел), або T є скінченним чи нескінченим інтервалом. Розрізняють М. п. і залежно від фазового простору. Найпоширенішими є такі випадки: а) X — скінченна множина, тоді М. п. наз. процесом зі скінченною множиною станів; б) X — зліченна множина, тоді М. п. є процесом зі зліченною множиною станів; в) X — нескінченновимірний евклідов простір, тоді М. п. наз. процесом з неперервною множиною станів. М. п. з дискретним часом і скінченною зліченною множиною станів наз. *Марковим ланцюгом*.

Функція $p(t, x, y, E)$, за допомогою якої визначають М. п., наз. перехідною ймовірністю, або перехідною ймовірнісною функцією М. п. Визначення можливих перехідних ймовірностей є однією з осн. задач теорії М. п. Це визначення зводиться з основному до того, що для ймовірностей переходу нелінійне рівняння (1) заміняють лінійним (рівнянням Колмогорова), що мають різний вигляд для різних класів М. п. Найпростіший випадок, якщо X — скінченний або злічений фазовий простір, а час неперервний, тоді перехідна ймовірність визначається ф-ціями $p_{ij}(t, x)$, які дорівнюють умовній ймовірності того, що система перебуває в j -му стані в момент x , якщо в момент t вона перебувала в i -му стані. Функції $p_{ij}(t, x)$ задовольняють дві системи рівнянь:

$$\frac{\partial}{\partial t} p_{ij}(t, x) = \sum_k a_{ik}(t, x) a_{kj}(t, x);$$

$$-\frac{\partial}{\partial x} p_{ij}(t, x) = \sum_k a_{ik}(t, x) p_{kj}(t, x),$$

які в цьому випадку і є рівняннями Колмогорова. Ці рівняння істотно спрощуються в разі, якщо М. п. одновірний. М. п. наз. єдиновірним, якщо $p(t, x, y, E) = p(t + h, x, y + h, E)$. Подібного вигляду з одновірними М. п. одержуємо результати для М. п. з неперервною множиною станів. М. п. наз. суто розірваним, якщо існують границі

$$\lim_{h \rightarrow 0, h_1 \rightarrow 0} \frac{1}{h+h_1} p(t-h_1, x, t+h, E) = \lambda(t, x, E) \text{ для всіх } E, \text{ які не містять } x, \text{ і}$$

$$\lim_{h \rightarrow 0, h_1 \rightarrow 0} \frac{1}{h+h_1} [p(t-h_1, x, t+h, \{x\}) - 1] =$$

$= -\lambda(t, x, E)$, де $\{x\}$ — множина, що складається з однієї точки x . Характерно, що за допомогою суто розірваних процесів можна описувати більшість систем, стан яких змінюється від випадкових збурень, що виникають у випадкові моменти часу (до таких випадкових збурень належать, напр., надходження нового виклику на телефонну станцію, розладнання одного з приладів автомат. системи тощо).

Дуже важливий клас М. п. з неперервною множиною станів становлять *дифузійні про-*

цеси. Їх можна інтерпретувати як ймовірнісне описування явища дифузії. Крім зазначених М. п., розглядають ще й М. п. мішаного типу, в яких на неперервний (дифузійний) рух накладаються стрибки. Тоді рівняння Колмогорова мають вигляд інтегро-диференціальних рівнянь.

Крім визначення перехідної ймовірності М. п., важливою задачею є визначення розподілу різних функціоналів від М. в. При цьому М. п. розглядають як випадковий процес (або, точніше, як певну сукупність марковських випадкових процесів з однією й тією самою ймовірністю переходу). Теорія М. п. вивчає також поведінку ймовірності переходу $P(i, j, t, \delta)$ при $t \rightarrow \infty$, особливо в разі, коли процес однорідний. Ця задача є основою для процесів з дискретним часом і відповідає одній із форм ергодичного принципу (див. *Ергодична теорія*).

Лит. Сарымсаков Т. А. Основы теории процессов Маркова. М., 1964 [Бібліогр. в. 30—306]. Дьяков Р. В. Основания теории марковских процессов. М., 1959 [Бібліогр. с. 219—201]. Дьяков К. В. Марковские процессы. М., 1963 [Бібліогр. с. 340—356]. Гихман И. И., Скороход А. В. Статистические дифференциальные уравнения. М., 1968 [Бібліогр. с. 353—354]. А. В. Скороход.

МАСИВ — 1) У задачах автоматичної обробки даних — сукупність однотипних щодо структури й способу використання даних, яка належить до певного етапу управлінських робіт і розглядається як єдине ціле. Іноді М. називають файлом (від англ. file). Прикладом М. може бути сукупність облікових листів (карток) працівників підприємства. Як правило, М. містить великий обсяг інформації і розміщується на зовнішніх носіях пам'яті ЦОМ. Під час обробки М. його записи по черзі переносяться в оперативну пам'ять. Крім записів, М. зазвичай містить деякі відомості (мітки М.), які дають змогу відрізнити один М. від іншого, визначити останній зміст М. тощо. 2) В мовах типу *АЛГОЛ 60* — л-вимірний впорядкований сукупність однотипних елементів. Л. П. Вобче.

МАСИВ ІНФОРМАЦІЙНИЙ — набір пошукових образів документів чи записів фактів (даних) в інформаційно-пошуковій системі. Первісні документи, що їхні пошукові образи зберігаються в інформаційно-пошуковій системі, становлять інформаційний масив документів. Б. прямий та інверсний способи організації М. І. За прямою організації осн. структурним елементом масиву є запис, до якого входять адреса зберігання документа та його пошуковий образ. Елементи масиву в цьому разі розміщують і нумерують переважно в порядку надходження їх у систему. За інверсній організації елементом масиву є запис, який включає в себе слово *меч* інформаційної (дескриптор), і адреси зберігання всіх документів, у пошукових образах яких в це слово. К. Ф. Скороходько.

МАСОВОГО ОБСЛУГОВУВАННЯ СИСТЕМА — одна з можливих математичних формалізацій реальних систем технічного, виробничого, економічного чи біологічного харак-

теру, яку здійснюють з метою дослідження роботи системи та знаходження найраціональнішого режиму її функціонування. М. о. с. — основний об'єкт вивчення *масового обслуговування теорії*. Найбільший інтерес в практичному й теор. погляді становить вивчення т. з. ймовірнісних М. о. с., у функціонуванні яких беруть участь різні ймовірнісні фактори: випадкові величини, системи взаємно залежних випадкових величин, випадкові процеси різноманітної природи. Дослідження ймовірнісних М. о. с. є специфічним розділом *випадкових процесів теорії*. Реальною системою, що допускає формалізацію у вигляді М. о. с., є, наприклад, виробничі верстатні лінії. Кожен верстат такої лінії можна розглядати як обслуговуючий прилад, що виконує ту чи іншу операцію обслуговування. Надходження матеріалів, заготовок, напівфабрикатів на лінійні заводи становить сукупність вхідних потоків системи. Час обробки деталі на верстаті інтерпретують як час обслуговування. Запас заготовок, які підлягають обробці, створює чергу. Вихідними потоками М. о. с. є потоки готових деталей, що пройшли обробку, бракованих виробів, виробничі відходи. Група верстатів, які виконують одну й ту саму виробничу операцію над різними деталями, становить багато-лінійну М. о. с. Багатофазна М. о. с. — це група верстатів, що послідовно виконують різні операції обробки тих самих деталей. Вимушені перерви у виробничому процесі й поставлені розглядають як блокування (див. *Блокування обслуговування*). Досліджувати цю систему можуть, наприклад, для того, щоб визначити такі значення параметрів системи, при яких за фіксований час випускають максимум продукції або домагаються мінімуму очікуваних затрат випускати задану кількість продукції.

Функціонування М. о. с. пов'язане з надходженням іззовні чи виникненням усередині системи певних вимог викликів, повідомлень (абонентів), проходженням їх через систему з поділом однієї вимоги на кілька нових вимог чи рекомбінацією кількох вимог в одну або з виходом вимог з системи. Процес надходження чи виникнення вимог має характер *потону випадкового*. М. о. с. може мати один або кілька однорідних чи неоднорідних, взаємно незалежних чи залежних, рівноправних чи нерівноправних вхідних випадкових потоків. Осн. елементом кожної М. о. с. є т. з. обслуговуючий механізм (прилад, лінія, канал) — функціональний елемент, що здійснює безпосередньо операцію обслуговування вимог (затримки в часі). В різних ситуаціях М. о. с. може містити тільки один обслуговуючий механізм чи множини їх (скінченну або нескінченну). Тривалість обслуговування вимог (час обслуговування) — одна з істотних характеристик процесу обслуговування, що відбувається в системі. Тривалості обслуговування різних вимог можуть бути постійними (однаковими або різними для різних обслуговуючих механізмів), ви-

падковими (взаємно незалежними чи залежними, розподіленими за тим самим законом або за різними законами), нервованими (можуть залежати від того стану, в якому в даний момент перебувають деякі з елементів системи). Переміщення (перетинання) вимог усередині системи від одних обслуговуючих механізмів до інших відбувається за спец. правилами функціонування системи, що входять у її опис. У багатьох М. о. с. відбувається чекання вимог, що надійшли до обслуговуючого механізму в той момент, коли він був зайнятий обслуговуванням вимоги, яка надійшла раніше. При цьому утворюється черга вимог. Черга може бути одна загальна для всіх обслуговуючих механізмів системи або перед окремими механізмами чи групами їх може формуватися окрема черга. Вимога, що залишає систему в процесі її функціонування, становить вихідний потік. У різних випадках системи можуть мати вхідні потоки повністю обслугованих вимог, потоки частково обслугованих чи зовсім не обслугованих вимог (потоки втрат). З потреб практики часто доводиться вивчати М. о. с., в яких обслуговуючі прилади час від часу можуть виходити з ладу. Трапляються й ситуації, коли окремі вхідні потоки системи періодично на якийсь час перестають діяти, тобто відбувається блокування входу системи.

Для М. о. с. досить істотне значення має її структура. В поняття структури М. о. с. входять інформація про те, скільки в системі обслуговуючих механізмів кожного типу, про наявність вхідних та вихідних потоків, про їхню взаємну пріоритетність, про можливість формування черг перед певними обслуговуючими механізмами чи групами їх, про шляхи переміщення вимог усередині системи. Розрізняють М. о. с. одноступінні й багаторівні, однофазні й багатofазні (багатоетапні). Багаторівні система на відміну від одноступінної має кілька (скінченну, або лічбову, множину) обслуговуючих механізмів, що виконують однорідні операції обслуговування, тобто здійснюють паралельне обслуговування. Вважають, що система обслуговує вимогу, якщо цю вимогу обслужили один з обслуговуючих механізмів системи. На мал. 1 схематично зображено багаторівні систему обслуговування з одним заг. вхідним потоком і однією заг. для усіх обслуговуючих механізмів чергою вимог, що чекають на обслуговування. Прямокутники *A, B, C, ..., D* показані обслуговуючі прилади, колами — чекаючі вимоги, суцільною стрілкою — вхідний потік, штриховими стрілками — можливі шляхи просування вимог. У багатofазній М. о. с. обслуговуючі механізми виконують різнорідні операції обслуговування і здійснюють послідовний процес обслуговування. Вважають, що певна система повністю обслужила вимогу, якщо цю вимогу було повністю обслужено на кожній з фаз (етапів) системи. Схематичне уявлення про таку систему дає мал. 2 (позначення такі самі, як і на мал. 1). Перед кожною фазою фор-

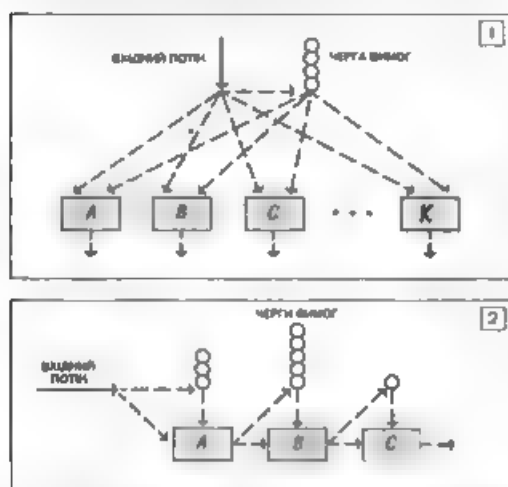
мується самостійна черга. М. о. с. мішаного типу, тобто такої, що має водночас властивості і багаторівні, і багатofазних систем, а іноді й такої, що характеризується ускладненими зв'язками інших типів (напр., у ній частина вимог може проходити повторне обслуговування на деяких фазах), наз. *мережею масового обслуговування*. Схему однієї з таких мереж подано на мал. 3 (буквені символи біля деяких стрілок означають імовірності просування вимоги цим шляхом). А для деяких М. о. с. характерними є, напр., обмеження часу чекання або часу перебування в системі, блокування обслуговування та вхідного потоку, резервування запасних елементів і відновлення тих, що вийшли з ладу. За цими властивостями будь-яку М. о. с. можна зарахувати, в принципі, до того чи іншого класу систем. Розглянемо докладніше деякі найважливіші класи таких систем.

М. о. с. з чеканням — система, в якій передбачено можливість формування черги вимог, що чекають на обслуговування. Це найпоширеніший і найзагальніший тип М. о. с. Найпростіший окремий випадок такої системи має місце, коли при функціонуванні системи утворюється т. а. проста черга, коли всі вимоги, що надходять, однорідні, допускаються загромождження їх у черзі в будь-якій кількості вимоги надходять з черги на обслуговування в тому порядку, в якому вони надійшли в чергу. Трохи складнішим в принципі формування черги є *пріоритетна*. При цьому кожній вимозі, що надійшла, ставлять у відповідність певну характеристику — показник пріоритетності. Вимога претендує на право постановки в певне місце в черзі відповідно до значення показника пріоритетності. Іноді треба, щоб вимоги, які чекають у черзі, було охарактеризовано багатьма числовими показниками. Така ситуація є найтипівішою для задач керування, при розв'язуванні яких вимоги з черги вибирають, враховуючи багато її характеристик. Реальними М. о. с. з чеканням є, напр., склад, що відпускає продукцію за заявками, система автоматизованої обробки на електронних або перфораційних машинах інформації, яка надходить, Морський порт, що обробляє прибулі судна.

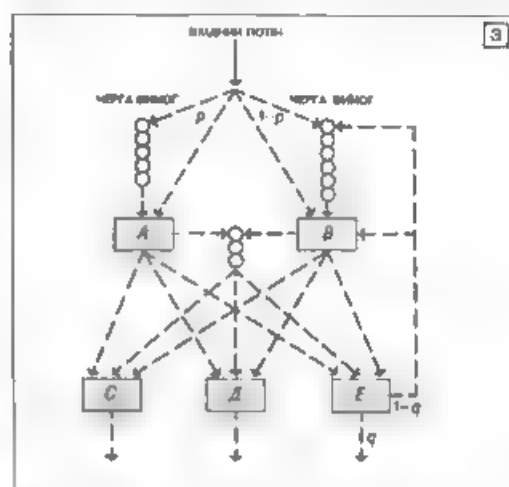
М. о. с. з обмеженням — система, функціонування якої обумовлено певними обмеженнями, що стосуються різних її характеристик та показників вимог, які проходять через систему. Найчастіше обмеження накладають на довжину черги, час чекання вимоги та на час перебування її в системі. Якщо обмежують довжину черги з допомогою постійної чи випадкової величини, вимоги, що надійшли в систему, коли вже там була черга гранично допустимої довжини, втрачаються і не проходять обслуговування. При обмеженні часу чекання відбуваються втрати вимог, які, пробувши в черзі гранично допустимий час, так і не дочекались, щоб їх обслужили. Якщо в алгоритмі функціонування М. о. с. передбачено обмеження часу перебування вимоги в системі, то вимога виходить із системи, коли

час з моменту, коли вона надійшла в систему, досягне максимально можливої величини. Це може відбутися або тоді, коли вимоги обслуговують (відбуваються втрати частково обслугованих вимог), або коли вона чекає в черзі (втрати зовсім не обслугованих вимог). На практиці М. о. с. з обмеженнями трапляються досить часто. Це, напр., пристрої для обробки інформації, що мають пам'ять скінченного обсягу, склади обмеженої місткості, лічильники для реєстрації елементарних часток, що викликають світіння екрана протягом

ють на відновлення. Розрізняють навантажений та ненавантажений резерв. Елементи навантаженого резерву готові до того, що в будь-який момент їх буде використано для обслуговування вимог. Щоб елемент, який вбув в лад, замінити елементом з ненавантаженого резерву, цей резерв необхідно спочатку перевести з ненавантаженого стану в навантажений. Витрати утримування елемента в навантаженому стані, як правило, більші за витрати утримування його в ненавантаженому стані. М. о. с. з резервуванням широко засто-



1. Схема багатолінійної системи масового обслуговування.
2. Схема багатоступінчастої системи масового обслуговування.
3. Схема мережі масового обслуговування.



певного часу після попадання їх тощо. Дослідження М. о. с. з обмеженнями мають для практиків досить важливе значення, бо вони дають можливість робити висновки про здатність системи працювати без втрати інформації або допускати таку втрату в заданих межах.

М. о. с. з втратами — системи, в яких не допускається утворення черги перед обслуговуючими механізмами. Системи такого типу в окремих випадках систем з обмеженнями, коли довжина черги вимог обмежена величиною нуль. На практиці — це системи обробки інформації без асоціативної пам'яті, зокрема, системи автомат. телефонних станцій. Осн. інтерес при вивченні М. о. с. з втратами становить визначення частки всіх вимог, що надійшли і яким вдалося пройти обслуговування.

М. о. с. з резервуванням — системи, в яких допускається можливість виходу в лад обслуговуючих механізмів і заміна несправних механізмів резервними. Для цих систем характерні такі поняття (у заг. випадку — це випадкові величини): час безвідомої роботи (тривалість життя) обслуговуючого механізму, час відновлення несправного елемента, наявний запас резервних елементів, довжина черги несправних елементів, що чека-

ють у теорії надійності. Формалізація реальних систем у вигляді М. о. с. з резервуванням дає змогу найдокладніше відобразити суть функціонування систем з ненадійними елементами. Зокрема, це стосується різних електронних схем. Коло М. о. с. з резервуванням досить широке й різноманітне. Для деяких найпоширеніших М. о. с. введено систему скорочених позначень. Кожне з позначень складається з трьох символів. Перше характеризує вхідний потік, друге — час обслуговування, третє — число обслуговуючих приладів. Позначення стандартних М — Пуассона потік, або показникової час обслуговування; E_n — потік Ерланга, або час обслуговування; G — рекурентний потік; GI — неаалександрійською розподілені тривалості обслуговування. Тоді, $M|E_n|S$ означає багатолінійну М. о. с. з S приладами, пуассонівським вхідним потоком та ерлангівським часом обслуговування.

В більшості випадків ніяке вказівка на належність М. о. с. до того або іншого класу систем або про наявність у системі тих або інших особливостей не означає повністю структуру системи й алгоритми її функціонування. Для цього необхідно, щоб систему було досить докладно описано словесно чи мате-

матично. Треба, щоб в описі системи не залежало від форми його задавання, були відомості про ймовірнісні фактори, що впливають на систему. Одним з найуніверсальніших і найпоширеніших методів матем. описування М. о. с., що є одночасно й методом матем. дослідження таких систем, є апарат ймовірнісних марковських процесів. При цьому в кожний момент часу систему можна охарактеризувати за допомогою якогося вектора, за компонентами якого правлять часові характеристики системи. Зміну значень цього вектора в часі викладають за допомогою або стохастичної матриці ймовірностей переходу, або певною системою рівнянь: різницевих, дифер., інтегр., інтегро-дифер. стохастичних тощо. Для розв'язання таких рівнянь і одержання остаточних результатів дослідження М. о. с. вдаються до методів операційного обчислення, особливо методу виробляючих функцій та інтегр. перетворень. При дослідженні досить складних М. о. с., для яких марковський вектор станів має велику розмірність, застосовувати апарат марковських процесів у чистому вигляді стає важко. У цих випадках доводиться вдаватися до інших, тонших методів описування й дослідження систем. Одним з таких методів є метод викладених ланцюгів Маркова, що полягає в розгляді станів системи не в усі моменти часу її функціонування, а лише в певні моменти, коли компоненти марковського вектора станів, які цікавлять дослідника, утворюють *Маркова ланцюг*. При описуванні й дослідженні М. о. с. успішно застосовують такий досконалий сучасний метод, як метод ланцюгів марковських процесів. У багатьох випадках виникає необхідність, описуючи систему, враховувати зміну розмірності марковського вектора станів у процесі функціонування М. о. с. При цьому буває зручно користуватися апаратом марковських процесів. Такий процес задають здебільшого за допомогою вектора, одна з компонент якого є цілочисловою і вказує на розмірність стану системи в певний момент часу. З інших методів описування й дослідження систем, які застосовують, вивчають М. о. с., слід вказати на процеси з дискретним втручанням випадку, на процеси, якими керують марковські ланцюги, на ланцюги ланцюгів марковських процесів і т. ін. Якщо досліджувана система така складна за своєю структурою й алгоритмом функціонування, що вивчати її всіма зазначеними аналітичними методами важко, вдаються до методів статистичного моделювання (див. *Монте-Карло метод*) з використанням ЕОМ.

При дослідженні М. о. с., особливо систем з чеканнями, досить istotним є питання про існування для системи стаціонарного режиму функціонування, тобто питання про можливість встановлення для системи з часом такої стійкої рівноваги станів, при якій кожному станові системі з певної можливої станів відповідає певна частота появи, яка не змінюється й надалі. Для одних і тих самих М. о. с. залежно від значень параметрів системи ста-

ціонарний режим може або існувати або не існувати. Умови існування стаціонарного режиму М. о. с., як правило, можна записати як системи нерівностей і рівностей відносно параметрів системи та моментів випадкових величин, що впливають на її роботу. Визначення умов існування стаціонарного режиму — один з важливих етапів дослідження М. о. с. Для встановлення існування стаціонарного режиму застосовують здебільшого різні ергодичні теореми *Ймовірностей теорії*. Залежно від завдань, що стоять перед дослідником, метою дослідження може бути обчислення того або іншого невідладкового функціоналу від характеристик системи. Найчастіше виявляється, що таким функціоналом є показники розподілу ймовірностей певних характеристик системи (напр. довжина черги, часу чекання, періоду зайнятості тощо). Якщо дослідження має оптимізаційний характер, обчислюваний функціонал є *цільовою функцією*, яка відповідає вибраному критерію ефективності системи. Оптимізація М. о. с. полягає у визначенні певних параметрів системи, її структури або таких алгоритмів функціонування, при яких *цільова функція* набуває мінімального чи максимального значення. Це завдання іноді вдається розв'язати, застосовуючи методи лінійного, нелінійного, динамічного чи евристичного програмування. Див. Клімов Г. П., Алієв Г. А. Розв'язання чисельних машинних задач теорії масового обслуговування методом Монте-Карло. «Журнал вычислительной математики и математической физики», 1961, т. 1, № 5; Хитчин А. Я. Работы по математической теории массового обслуживания М., 1963; Гнезденко Н. В., Коваленко И. Н. Выведение в теории массового обслуживания М., 1966 [бібліогр. с. 421-428]; Ежов И. И., Корольков В. С. Полумарковские процессы и их приложения. «Кибернетика», 1967, № 4; Корфман А., Крюков Р. Массовое обслуживание. Теория и приложения. Пер. с франц. М., 1965 [бібліогр. с. 284-299]; Савати Л. Д. Элементы теории массового обслуживания и ее приложений. Пер. с англ. М., 1971 [бібліогр. с. 430-509].

МАСОВОГО ОБСЛУГОВУВАННЯ ТЕОРІЯ, теорія черг — розділ прикладної математики, який вивчає процеси, пов'язані з задоволенням масового попиту на обслуговування будь-якого виду, з урахуванням випадкового характеру попиту й обслуговування. М. о. т. виникла на початку 20 ст. на базі задач телефонії: потрібно було знайти спосіб визначати число телефонних ліній, яке забезпечує задовільне обслуговування абонентів. Специфіка цієї задачі полягає у випадковому характері моментів часу, коли абоненти викликають один одного, та тривалості розмови. Спочатку задачі розв'язували емпірично, потім почали будувати теорію розрахування телефонних систем, засновану на *Ймовірностей теорії*. Задачі, аналогічні за матем. формою телефонним задачам, виникали при розрахуванні даних щодо підприємств масового обслуговування, аеродромів та автомобільних шляхів, при плануванні залізничних перевезень, запасів продуктів різного роду і т. ін. У 2-й половині 60-х років 20 ст. М. о. т. почала застосовувати до багатьох задач кібернетики: організації взаємодії обчислювальних

машин, теорії надійності, операцій дослідження, до багатьох задач радіотехніки, радіолокації та ін. Головним завданням М. о. т. є вивчити процес створення попиту на обслуговування в часі. У М. о. т. такі процеси розглядають як потоки однорідних подій, тобто сукупності випадкових моментів часу (див. *Потік випадковий*). Основним у теор. і практичних роботах є Пуассона потік. Спочатку висновки про пуассонівський характер потоку робили тільки на основі спостережень; у наступному розвитку М. о. т. до подібних висновків стали приходити на основі різного роду граничних теорем: про суперпозицію незалежних малоінтенсивних потоків, про розрідження випадкового потоку і т. п. Так, якщо припустити, що кожний з n абонентів телефонної станції надсилає виклик у випадковий момент часу ξ_i зі шільністю $\rho_{\xi_i}(t)$, причому n необмежено зростає, а $\rho_{\xi_i}(t)$ прямує до інтегровної щільності $\lambda(t)$, то потік викликів наближатиметься до потоку Пуассона зі змінним параметром $\lambda(t)$. Подібні висновки особливо істотні при розв'язуванні задач планування, коли спостерігати випадковий потік раніше, а ніж створити саму систему, не можна. Якщо ж задано випадковий потік, який через процесом створення попиту на обслуговування, то цей потік розглядають як вхідний потік якоїсь системи. Ця система являє собою пристрій, який виконує однорідні елементарні операції обслуговування вимог, що надходять. Так, у телефонній системі елементарна операція полягає в наданні абонентові телефонної лінії для необхідної розмови. Звичайно можливість здійснити операцію обслуговування пов'язують з наявністю вільного оператора або обслуговуючого приладу каналу або лінії обслуговування. Час обслуговування однієї вимоги вважають за випадкову величину з якимсь законом розподілу (див. *Розподіл ймовірностей*). Звичайно припускають, що тривалість обслуговування різних вимог — незалежні, однаково розподілені випадкові величини. Якщо ці величини позначити через $\eta_1, \eta_2, \dots, \eta_n, \dots$ в моменти надходження в систему вимог — через $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n, \dots$, то можна визначити якийсь випадковий процес $\xi(t)$, значення якого в будь-який момент часу характеризують стан масового обслуговування системи, траєкторію процесу $\xi(t)$ повністю визначають послідовності $\{\xi_n\}$ та $\{\eta_n\}$. В М. о. т., як правило, вивчають лише такі випадкові процеси $\xi(t)$, які або є марковськими, або якимись чином пов'язані з марковськими процесами. Це відповідає реальним системам масового обслуговування, для яких звичайно можна вказати один або кілька параметрів, що характеризують стан системи в момент t і вперсереджують у собі всю істотну інформацію про функціонування її до моменту t . Найпростіша ситуація була, коли вхідний потік вимог є пуассонівським потоком, а розподіл тривалості обслуговування вимоги підпорядковується експоненціальному розподілу. Функціонування системи масового обслу-

гування у цьому випадку можна описувати марковським процесом $\chi(t)$ зі скінченною або зліченною множиною станів. Так, для масового обслуговування системою з чеканням таким процесом буде число вимог у системі в момент t , для масового обслуговування системою зі штрипцями — число зайнятих у цей момент приладів. Системи масового обслуговування, поведінку яких описують марковськими процесами зі скінченною або зліченною множиною станів, було досліджено раніше за інші. Але у випадку структурно складних систем типу багатоканальних телефонних мереж причому через велику розмірність задачі потрібні спец. методи розраховування. Було створено спец. методи аналізу структурно складних систем масового обслуговування, заснованих на укрупненні станів марковського процесу й використанні властивостей специфічних для М. о. т. стохастичних матриць.

Складніші, замімарковські процеси, можуть служити моделлю математичною процесів дій систем масового обслуговування за умови, коли серед випадкових величин, які характеризують стан системи в момент t , одна може бути з довільним законом розподілу, а всі інші можуть бути розподілені за експоненціальним законом (можливо, при деякому розширенні простору станів процесу). Так, у системі масового обслуговування з експоненціально розподіленим часом обслуговування при вхідному потоці з обмеженою післядією число вимог у системі в момент t являє собою напіварковський процес $\chi(t)$. Метод, який в аналітичному відношенні еквівалентний методу напіварковських процесів і називається методом вкладених ланцюгів Маркова, розробив англ. математик Д. Кендал (по суті цей самий метод при розв'язуванні конкретних задач М. о. т. рад. математик О. Я. Хінчин використовував раніше за Д. Кендала). Цей метод полягає у виборі такої послідовності моментів часу $\{t_n\}$, при якій послідовність значень процесу $\{\chi(t_n)\}$ утворив Маркова ланцюг зі скінченною або зліченною множиною станів. Найчастіше послідовність $\{t_n\}$ утворюють моменти надходження в систему вимог або моменти закінчення операцій обслуговування. За допомогою такого методу одержано осн. ф-ли М. о. т. (див. *Доказана черга, Хінчина — Полачені формула. Період зайнятості в системах масового обслуговування*). Одержано й теорему про загальний аналітичний вигляд стаціонарних характеристик широкого класу однолінійних систем масового обслуговування й узагальнено її на нестаціонарний випадок.

Системи масового обслуговування, до яких метод напіварковських процесів не можна застосувати, вивчають за допомогою багатовимірних марковських процесів вигляду $\xi(t) = \{v(t); \xi_1(t), \xi_2(t), \dots\}$, де $v(t)$ — дискретна компонента зі скінченною або зліченною множиною можливих значень; вона позначає такі величини, як число зайнятих приладів, величину черги і т. п.; $\xi_i(t)$ — числові змінні, на-

терпретовувані або як час, який минув з моменту початку якої-небудь операції, або як час до закінчення її. Методом процесів такого роду досліджено широкий клас систем масового обслуговування із втратами. В 80-х роках 20 ст., коли виявили, що багато ф-л М. о. т., доведених з припущення про незалежність тривалостей обслуговування вимог, придатні для обчислювань і при залежних тривалостях обслуговування, було побудовано теорію для широкого класу систем. Значною мірою в М. о. т. застосовують і методи теорії підсумовування незалежних випадкових величин та теорії випадкових блукань. У 60-х роках інтенсивно розвивались асимптотичні методи М. о. т. Помічено, що в багатьох випадках, коли вивчення системи обслуговування, що характеризується деякими розподілами $F_i(x)$ (інтервалу між надходженнями вимог, часу обслуговування і т. п.), робити аналіз осн. характеристик системи при загальному виді $F_i(x)$ важко; разом з тим у певних граничних умовах, пов'язаних з поведінкою параметрів розподілу $F_i(x)$, виконуються прості асимптотичні ф-ли. Напр., вивчено поведінку систем обслуговування з чеканням у випадку завантаження, яке прибує до критичного (тобто до такого завантаження, при якому відношення числа вимог, яке надходить у систему, до числа вимог, яке можна обслужити, близьке до одиниці). При відповідному нормуванні розподіл часу чекання й довжини черги збігається до експоненційного розподілу. Паралельно розвивається теорія систем з малим завантаженням (інтенсивність вхідного потоку розглядають як малий параметр), це має істотне значення для теорії високонадійних систем (див. *Повільне розгортання*). У більшості задач М. о. т. знаходять розподіл різних величин, пов'язаних з процесом функціонування системи $\xi(t)$ (довжини черги, часу чекання та ймовірності помарго обслуговування). Дальший ступінь розвитку теорії полягає в тому, щоб розв'язувати задачі оптимізації структури системи й процесу обслуговування. Для широкого класу випадків розв'язано задачу про встановлення оптимального режиму обслуговування в схемі обслуговування з пріоритетом, коли є кілька типів вимог, кожний з яких характеризується певним середнім часом обслуговування та якою-небудь функцією втрат (напр., вартістю одиниці часу чекання). Для дослідження складних систем масового обслуговування широко застосовують *Монте-Карло метод*, пов'язаний з моделюванням процесу поведінки системи. Для алгоритмізації розв'язування задач М. о. т. на ЕОМ створено деякі алгоритмічні мови (напр., «СЛЕНГ»).

Першими дослідниками М. о. т. є датський вчений А. Ерланг і рад. математик О. Я. Хінчин. У своїх роботах А. Ерланг у 1909—22 роках досліджував М. о. т. у зв'язку з організацією телефонних мереж. О. Я. Хінчин у 1932—33 роках розв'язав ряд задач в галузі багатоверстатного виробництва, а згодом розробив

матем. теорію дослідження систем масового обслуговування. Розвиток виробництва, техніки й економічних зв'язків привів у 50-і роки 20 ст. до необхідності досліджувати нові системи масового обслуговування. Тепер М. о. т. успішно застосовують у різних галузях нар. г-ва, економіки, техніки й науки, розробляють нові методи досліджень, розширюється коло методів вивчення й оптимізації систем масового обслуговування, які піддаються розв'язуванню, висувають нові шляхи практичного застосування наявних теоретичних результатів. Дослідження М. о. т. має велике значення при проектуванні й побудові різних систем автоматизованого керування виробництвом і транспортом, для раціональної організації виробництва й зменшення собівартості продукції.

Лит.: Хінчин А. Я. Работы по математической теории массового обслуживания М. 1963. Русск. изд. Н. Я. Математическое моделирование производственных процессов на цифровых вычислительных машинах М., 1964 [Обл. огр. с. 381, 7, 2]. Глидс-он К. В. В. К. вателко Н. Я. [Изучение теории массового обслуживания] М. 1966 [Обл. огр. с. 421—424]. Клячко А. Г. П. [Загальні системи обслуговування] М. 1966 [Обл. огр. с. 242, 243]. Савати Т. [Элементы теории массового обслуживания и ее приложения Пер. с англ. М. 1971 [Обл. огр. с. 460—461]. Г. М. Коваленко

МАТЕМАТИКА ОБЧИСЛОВАЛЬНА — див. *Обчислювальна математика*

МАТЕМАТИЧНА ЕКОНОМІКА — напрям у теоретичній економіці, що склався внаслідок використання математичних моделей і методів для вивчення різних закономірностей і ефектів в економічних системах. На відміну від *економетрії*, що вивчає в реальних економ. системах переважно закономірності статистичного характеру й питання адекватності реальних явищ теор. уявлень, М. е. вивчає динаміку розвитку й характер функціонування абстрактних матем. моделей економ. систем. Щодо практики М. е. й економетрії відіграють роль аналогічну, напр., теорії ймовірностей і статистик. Формуюючи матем. моделі економ. систем, роблять спроби максимально приблизити теор. уявлення до реальних фактів. Але внаслідок виняткової складності соціально-економ. явищ, моделі, що їх вивчають тепер у М. е., досить грубо відображають реальні економ. процеси, більше того, набір моделей М. е. має розрізнений характер і не є цілісною системою, спроможною пояснити всі економ. явища практики. Матем. символіку для зображення закономірностей розвитку економіки й зв'язків між економічними факторами застосовують порівняно давно, математичним способом часто навіть одержували висновки, що характеризують динаміку й особливості цих закономірностей і зв'язків. Ще К. Маркс, а пізніше В. І. Ленін з матем. підходом вивчали умови простого й розширеного відтворення. Модель К. Маркса була, по суті, першою в ряді *макромоделей економіки*. Від моделі К. Маркса ведуть початок і лінійні моделі економіки. У вигляді лінійних закономірностей зображують міжгалузеві зв'язки в моделях балансу міжгалузевих. Тех

профіліація підприємств матричним також можна зобразити як лінійну модель, тобто модель, зображену системою лінійних рівнянь. Запровадження ідеї оптимізації в такі моделі та лінійної або нелінійної функції-критерію перетворює балансові лінійні моделі на моделі програмування математичного. Пошук оптимальних у таких моделях проводять за допомогою методів матем. програмування. В основу деяких із цих методів поклали ідеї моделювання відповідних систем (див. Диференціальні рівняння методів).

Одним з найважливіших результатів М. є при дослідженні лінійних моделей стало виявлення природи й регулюючого характеру цих у цих моделях з точки зору теорії двохсторонності в матем. програмуванні. Дослідження зв'язу найпростіших функціональних залежностей між економ. факторами (див. Виробнича функція) може дати багато для прогнозування розвитку економ. систем, і результати цих досліджень госп. керівники можуть використати, щоб запобігти небажаним тенденціям. Розвинення таких ф-цій у ряд Тейлора приводять до простих моделей лінійного, динамічного й квадратичного програмування. Навіть графічні зображення таких залежностей (напр., павутиноподібна модель динаміки попиту й пропозиції) дають змогу робити нетривіальні висновки й рекомендації (відомий «зв'язний цикл»). До найпростіших моделей такого типу належить і відома макроекономічна модель Кейнса, який кількісно показав (якщо це довіри К. Маркс), що в капіталістичній економіці немає гармонійного саморегулювання. Висновки Кейнса мали велике значення для розвитку ідеї програмування в бурж. економіці. Апарат диф. та інтегр. численн., теорії диф. рівнянь й теорії стійкості використано в пізніших економ. макромоделях. За рубежом ці напрями продовжують інтенсивно розвиватися. За останні роки розвинулися мікроеконом. моделі, сирмаковані в основному на те, щоб дати висновки, які мають значення для програмування й планування розвитку економ. систем. Дослідити такі моделі й розв'язати екстремальні задачі, що виникають, здебільшого вдається за допомогою методів імітаційного моделювання систем на ЕОМ. Такі методи й моделі М. є почали особливо бурхливо розвиватися, коли в практику було впроваджено алгоритмічні методи й мови моделювання: методи імітаційного моделювання стали осн. апаратом дослідження економ. моделей. Запровадження до такої моделі ідеї керування (керуючих параметрів) дало змогу розглядати за допомогою ЕОМ поводження економ. систем при різних зовн. ефектах. Тепер особливо інтенсивно розвиваються розділи М. в. стосовно до теорії фірм й виробництва, теорії ринку й запасів (див. *Запаси теорія*) та питань рівноваги й зростання в моделях національної економіки. Широкого практичного застосування забули модифікації моделі міжгалузєвого балансу в програмуванні економіки різних країн. Стосовно до конфліктних ситуацій в економі-

ці (відвертої та прихованої конкуренції) розвинулися моделі, основані на використанні апарату теорії. Практичне використання моделей М. в. висувало ряд нових проблем ідентифікації моделей, агрегації змішаних і побудови людсько-машинних систем експертно-процедурного характеру, що їх розв'язують у межах мікробезпечності економічної.

Лит. Приміщення математики в економічних дослідженнях, т. I—III, М., 1959—65 [Бібліогр., т. I, с. 461—473]. Калиторович Л. В. Економічний розвиток каліфорнії використання ресурсів, М., 1960. Мисеев Н. II Математика управління — економіка, М., 1970. Аллен Р. Математична економіка Пер. з англ. М., 1963 [Бібліогр., с. 647—655]. Ваушполь У. Економічна теорія й дослідження операцій. Пер. з англ. М., 1965 [Бібліогр., с. 440—485]. В. Я. Штурба.

МАТЕМАТИЧНА СТАТИСТИКА — розділ математики, який вивчає методи обробки й класифікації статистичних даних, щоб одержувати на їхній основі обґрунтовані висновки. Найпростішим прикладом статистичних даних є послідовність скінченного числа спостережень якоїсь випадкової величини, напр., послідовність результатів вимірювання якогось тіла на аналітичних вагах, послідовність числа розпадів радіоактивної речовини за кожних із 100 однакових проміжків часу тощо. Такі статистичні дані є результатом підрахунків або вимірювань і становлять набори чисел (і дані) наз. дискретними. Іншим типом статистичних даних є неперервні дані, напр., записи коливань напружності на виході приймача на якийсь проміжок часу, записи коливань земної кори тощо. За визначенням одного з засновників М. с., англ. вченого Р. А. Фішера, М. с. можна розглядати як учиння про методи зведення даних до компактної форми. Це означає, що М. с. дає методи заміни мало придатного для одержування відомостей про випадкову величину вибору спостережень значень невеликою кількістю чисел, які містять якомога більше потрібних відомостей про цю випадкову величину. М. с. широко використовують у дослідженнях з демографії, в економ., науках, с. г., біології, медицині, геології, фіз., науках, літературі, психології тощо. Основоположником М. с. є *ймовірностей теорія*. Проте, якщо завданням теорії ймовірностей є розробка методів визначення ймовірностей деяких подій за заданими ймовірностями інших подій, то завданням М. с. є побудова методів оцінювання ймовірностей подій або прийняття рішень щодо характеру подій на основі статистичних даних. При теор. аналізі припускають, що статистичні дані є випадковими величинами. Це припущення дає змогу використовувати методи теорії ймовірностей і зумовлює ймовірнісний характер висновків. Необхідність адаптатися до М. с. виникає тоді, коли треба одержати відомості про характеристики якоїсь випадкової величини на основі n її значень, спостережених в експерименті: x_1, x_2, \dots, x_n . Нехай $F(x)$ — ф-ція розподілу ймовірностей (ф. р. й.) дійсної випадкової величини ξ . Множину значень випадкової величини ξ з ф-цією $F(x)$ наз. **генеральною сукупністю**

(часто — просто сукупністю) з ф-цією розподілу $F(x)$. Спостережені значення x_1, x_2, \dots, x_n величини ξ наз. вибірковою значеним або вибіркою із сукупності з ф-цією розподілу $F(x)$. Число вибіроквих значень n наз. обсягом вибірки. Звичайно припускають і те, що спостереження x_1, x_2, \dots, x_n є незалежними, тобто, що величина x_1 не впливає на решту спостережень. У сучасній М. с. вихідним пунктом теор. аналізу є таке припущення: вибірка обсягу n із сукупності з ф-цією розподілу $F(x)$ є n -вибірка випадкова величина (x_1, x_2, \dots, x_n) із сумісною ф. р. й. $P\{x_1 < t_1, x_2 < t_2, \dots, x_n < t_n\} = \prod_{i=1}^n P\{x_i < t_i\}$. Вибірку обсягу n наз. ще вибіркою обсягу n незалежних спостережень, на відміну від випадку зв'язаних спостережень, з якими має справу статистика *випадкових процесів*.

Однією з осн. задач М. с. є наближена побудова розподілів параметрів положення й мір розсіювання випадкової величини. Повний опис випадкової величини ξ дає її ф. р. й. $F(x)$. Тому природно спробувати на основі вибірки x_1, x_2, \dots, x_n зробити висновок про те, якою є ф. р. й. ξ . Якщо розглядувана випадкова величина є дискретною, тобто набуває тільки значень $a_1, a_2, \dots, a_m, \dots$, то перше уявлення про невідомий розподіл одержують, побудувавши емпіричний розподіл і порівнявши його з якимсь із відомих дискретних розподілів. Емпіричний розподіл у цьому разі — це набір точок площини з координатами $(a_i, \frac{n_i}{n})$, де n_i — кількість спостережень у вибірці x_1, x_2, \dots, x_n , рівних a_i (не дорівнюють 0 не більше як n значень a_i). Найчастіше в дискретних розподілах застосовують біноміальний розподіл, Пуассона розподіл і гіпергеометричний розподіл. У деяких випадках прості припущення про розглядуваний експеримент дозволяють зробити певний висновок про розподіл. Напр., якщо x_1, x_2, \dots, x_n є числа викликів, які надійшли на телефонну станцію за n рівних проміжків часу, то інколи можна припускати, що інтенсивність надходження викликів залишається незмінною, що число викликів, які надійшли за певний час, не впливає на число викликів, що надійшли за проміжок часу, який не перекривається з першим, і що за смітчений проміжок часу може надійти скінченне число викликів. Якщо ці припущення правильні, то невідомий розподіл випадкової величини є розподілом Пуассона. Цей розподіл використовують у деяких фіз. задачах, таких, як описування числа частинок, зареєстрованих лічильником Гейгера за одиницю часу, описування числа бактерій якоїсь колонії, які перебувають у заданій області простору, числа подій за певний період часу тощо. Біноміальний розподіл використовують у задачах генетики, контролі виробництва і т. ін. Для неперервної

випадкової величини добре уявлення про невідому густоту розподілу ймовірностей при досить великому обсязі вибірки дає *гістограма*. Порівнюючи гістограму з одним із відомих неперервних розподілів, роблять певні висновки про невідому густоту розподілу ймовірностей. Важливими прикладами неперервних розподілів є *нормальний розподіл* з густотою розподілу ймовірностей $f(x) =$

$$= \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{(x-a)^2}{2\sigma^2}}, \text{ де } a - \text{серед. значення, } \sigma^2 - \text{дисперсія розподілу, і в осереджений на додатній пієосі показниковий розподіл із густотою розподілу ймовірностей}$$

$$f(x) = \frac{1}{\theta} e^{-\frac{x}{\theta}}, \theta > 0 \text{ (}\theta - \text{серед. значення}$$

розподілу, $\theta > 0$). У деяких випадках із загальних припущень щодо умов експерименту можна зробити певний висновок про невідомий розподіл. Напр., у теорії похибок вимірів виходять з того, що похибки вимірів є результатами додавання багатьох незалежних елементарних похибок. Якщо прийняти це припущення, то *центральна гранична теорема* теорії ймовірностей гарантує близькість розподілу похибок до нормального розподілу. Міркування, ґрунтовані на центр. граничній теоремі, справджуються й у багатьох інших випадках; цим частково пояснюється важлива роль нормального розподілу в статистиці. Є ще такі причини дуже частого застосування нормального розподілу: за допомогою цього розподілу одержують добрі наближення до розподілів, які не є нормальними; деякі розподіли після перетворень або стають нормальними, або добре наближаються до нормальних; деякі розподіли добре наближаються до нормальних при великих або малих значеннях параметрів. Нормальний розподіл часто трапляється в багатьох областях використання М. с. Показниковий розподіл використовують у тих випадках, коли випадкову величину можна розглядати, як час життя, час чекання, час справної роботи тощо. Осн. припущенням, яке веде до показникового розподілу, є «відсутність післядії»: якщо ξ є часом життя, то це допущення рівносильне тому, що за будь-якого віку решта часу життя не залежить від минулого і має той самий розподіл, що й час життя в початковий момент. Важливі застосування має показниковий розподіл у теорії надійності.

Добирання розподілу, що відповідає емпіричному розподілу або гістограмі, становить перший етап статистичної обробки. Зіставлення другого етапу є відповідь на запитання: наскільки добре відповідає гаданий (гіпотетичний) розподіл вибіркковим даним. Обґрунтовану відповідь на це та інші такі запитання дає розділ М. с. — *теорія перевірки статистичних гіпотез* (див. *Статистична перевірка гіпотез, Емпірична функція розподілу*).

Часто буває зручно описувати ф-цію розподілу ймовірностей за допомогою моментів. Для випадкової величини з густотою ймовір-

ностей $f(x)$ моментів й центр. моментів (якщо вони є) визначають, як $m_k = \int_{-\infty}^{\infty} x^k f(x) dx$ і

$$\mu_k = \int_{-\infty}^{\infty} (x - m_1)^k f(x) dx \text{ відповідно. Роль}$$

оцінок m_k і μ_k за вибіркою x_1, x_2, \dots, x_n виконують вибіркові моменти: $\hat{m}_k = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i^k$.

$$\hat{\mu}_k = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - \hat{m}_1)^k \text{ (щодо властивостей ви-}$$

біркових моментів див. *Статистичні оцінки*).

Для багатьох практичних задач досить знати найпростіші характеристики випадкової величини ξ . Такими характеристиками є параметр положення й міра розсіювання. Параметром положення є середнє значення (або математичне сподівання) m , величини ξ . Оцінюють за вибіркою x_1, x_2, \dots, x_n для параметра m є вибіркове середнє $\bar{x} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i$. Інший параметр положення —

медіана величини ξ . Медіана m випадкової величини ξ — це таке число m , для якого $P(m) \leq \frac{1}{2} \leq P(m+0)$ ($P(x)$ — ф. р. я. ξ).

Оцінюють медіану m середній член *середнього ряду* при непарному n або підсума двох середніх членів варіаційного ряду при n парному. Якщо розподіл симетричний (тобто, коли $P(\xi - m < x) = P(\xi - m > x)$) при кожному x і певному m), то середнє й медіана збігаються. Слід відзначити, що, коли розподіл є симетричним, то оцінка середнього за допомогою вибіркової медіани має малу ефективність. Щоб одержати потрібну точність з оцінки середнього нормального розподілу за допомогою медіани, треба спостережень приблизно на 64% більше, ніж для одержання тієї самої точності за допомогою \bar{x} . Найпростішою мірою розсіювання випадкової величини є середнє квадратичне відхилення — кв. корінь з дисперсії випадкової величини. Оцінюють середнього квадратичного відхилення за вибіркою x_1, x_2, \dots

$$s^2 = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})^2.$$

На практиці часто використовують такі властивості \bar{x} і s^2 . Якщо n достатньо велике, то в інтервалі $(\bar{x} - s, \bar{x} + s)$ міститься близько 2/3 усіх спостережень, а в інтервалі $(\bar{x} - 2s, \bar{x} + 2s)$ — близько 95%, \bar{x} і s^2 — випадкові величини, причому середнє значення \bar{x} дорівнює невідомому середньому, дисперсія s^2 дорівнює σ^2/n (σ^2 — дисперсія величини ξ), а середнє s^2 дорівнює $\frac{\sigma^2(n-1)}{n}$.

Найважливішою задачею М. с. є побудова оцінок невідомих параметрів. У багатьох випадках можна обгрунтувати належність невідомого розподілу випадкової величини до якоїсь сукупності ф. р. я., що залежать від скінченного числа параметрів, наприр., астановити, що розподіл є нормальним (у цьому разі невідомих параметрів два — середнє значення й дисперсія). Виникає задача — за вибірковими даними побудувати найкращі можливі оцінки для невідомих параметрів. Методами знаходження оцінок, вивчення їхніх властивостей і порівнюванню різних оцінок та описуванню сукупностей розподілу ймовірностей, які допускають добрі оцінки, присвячено важливий розділ М. с. — теорію оцінок. У цій теорії розрізняють точкові оцінки й інтервальні оцінки. Точкова оцінка — це ф-ція спостережень x_1, x_2, \dots, x_n випадкової величини, з якої судять про значення невідомого параметра. Інтервальна оцінка — інтервал в кінцях, що залежать від вибіркових значень, у якому міститься із заданою ймовірністю значення невідомого параметра (див. *Довірчий інтервал, Довірча область*).

Теорія оцінок невідомих параметрів пов'язана з теорією перевірки гіпотез. Мірою якості розглядуваних оцінок є значення середнє квадратичне відхилення. Тепер використовують і інші міри якості. Велике значення для одержання точних висновків щодо оцінок має відшукування точного розподілу оцінок або описування наближень до деяких добре відомих розподілів (наприр., нормального) при великому обсязі вибірки. Точний розподіл оцінок у придатному для застосування вигляді вдається одержати рідко; в зручній формі одержано розподіл оцінок параметрів нормального розподілу.

Методи *регресії й кореляції* часто використовують у М. с. при розв'язуванні задач, у яких сумісно розглядають кілька випадкових величин. Якщо випадкові величини є пов'язаними, то виникає задача описати залежність, наприр., для оцінки значень однієї величини за спостереженнями іншої. Під залежністю випадкових величин розуміють ймовірнісну залежність — задання однієї величини впливає на значення іншої, але не визначає її повністю (тобто залишає випадковою величину). Прикладами такої залежності є зв'язок зросту дитини та її віку, зросту батька й зросту сина, зросту й ваги людини тощо. Побудова методів описування такого типу залежностей і вивчення цих залежностей за результатами експериментів становить зміст регресивного аналізу. Корисною мірою зв'язку між випадковими величинами ξ і η є коэф. кореля-

$$\text{ції } r = \frac{M(\xi - m_\xi)(\eta - m_\eta)}{\sigma_\xi \sigma_\eta}, \text{ де } m_\xi, m_\eta, \sigma_\xi^2,$$

σ_η^2 — середні значення й дисперсії величин ξ і η . У тому разі, коли $|r| = 1$, величини ξ і η є лінійно залежними, тобто $\xi = a\eta + b$ (a і b — постійні числа); якщо $r = 0$,

то величини ξ і η наз. некорельованими (для сумісної нормальності розподілення ξ і η некорельованість еквівалентна статистичній незалежності). Оцінкою невідомого коеф. кореляції ρ за n парами спостережень $(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_n, y_n)$ величин ξ і η є вибірковий

$$\text{коеф. кореляції } \rho = \frac{\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})(y_i - \bar{y})}{s_1 s_2},$$

$$\text{де } \bar{x} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i, \quad \bar{y} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n y_i, \quad s_1^2 = \frac{1}{n} \times \\ \times \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})^2, \quad s_2^2 = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (y_i - \bar{y})^2. \text{ У дея-$$

ких задачах важливо а'ясувати, чи дорівнює 0 значення ρ . Щоб перевірити цю гіпотезу за вибіровими даними, побудовано спеціальні критерії, із спец. методів М. с. відзначаємо дисперсійний аналіз, методи планування експериментів і теорію послідовного аналізу.

Історично першими серйозними працями з М. с. є дослідження швейцарського математика Й. Бернуллі (1711, про застосування теоретикоімовірнісного підходу до питань економіки) і дослідження французького математика П. Лапласа (18 ст., перші застосування М. с. в астрономії). Теоретикоімовірнісні методи застосовував у деяких випадках до демографії й страхової справи рос. математик В. Я. Бунаковський (19 ст.). Нім. математик К. Гаусс (1777—1855) розробив теорію зоряних і застосовував її до астрономії, а крім того, запропонував метод найменших квадратів, широко вживаний у М. с. (19 ст.). Низку серйозних досліджень, що відносяться до методу найменших квадратів і до властивостей одержуваних при цьому оцінок, провів рос. математик А. А. Марков (1858—1922). Загальну техніку статистичних досліджень стосовно соціальних наук дає в 19 ст. англ. вчений Ф. Галтон і бельгійський математик і статистик А. Кетле. Важливий вклад в М. с. вніс англ. математик К. Пірсон (кінець 19 початок 20 ст.). Йому належать розподіл Пірсона, метод моментів, критерій χ^2 і деякі інші методи й поняття М. с., статистичні таблиці й конкретні застосування М. с. в кількох галузях науки. Низку важливих сучас. понять і методів М. с. запропонував англ. математик і статистик Р.-А. Фішер (метод максимуму правдоподібності, дисперсійний аналіз і поняття слушності, достатності, ефективності тощо). Праці Р.-А. Фішера зробили великий вплив на розвиток сучас. методів М. с. Ряд плідних ідей М. с., інтенсивно розроблюваних і широко використовуваних тепер, висунули англ. математик Стюдент (псевдонім В. Госсета) і Е. Пірсон та амер. математики Ю. Нейман і А. Вальд. В СРСР важливі результати в області М. с. одержали В. І. Романовський, Є. Є. Слуцький, А. М. Колмогоров, М. В. Смирнов, В. В. Гнеденко, Ю. В. Лівшиц та Я. І. Гірман. Повний

огляд праць радянських учених у галузі М. с. є в книжках: «Математика в СССР за тридцять лет. 1917—1947» (М.—Л., 1948); «Математика в СССР за сорок лет. 1917—1957» (т. 1—2. М., 1959) і «Математика в СССР 1958—1967» (т. 2, в. 4—2. М., 1969—70). М. с. разом з теорією ймовірностей є осн. матем. апаратом кібернетики при описуванні недетермінованих (стохастичних) систем; її застосовують при оцінці й плануванні надійності складних систем, при побудові за допомогою емпіричних даних моделей різних процесів поведінки й керування, в теорії стохастичних автоматів тощо.

Лит. Крамер Г. Математичні методи статистики. Пер з англ. М. 1964 [161бл стр с 612 з. 0]. Уилкс С. Математична статистика. Пер з англ. М. 1967 [6,6 стр с 601 619]. Я. Доргогоцає.

МАТЕМАТИЧНЕ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЦОМ — комплекс програм, описів та інструкцій, які дають змогу автоматизувати програмування, організувати сумісну роботу всіх пристроїв цифрової обчислювальної машини в процесі підготовки й розв'язування задач. Поняття М. з ЦОМ виникло в середині 50-х рр. 20 ст. в період становлення й розвитку ЦОМ 2-го покоління, коли стало очевидним, що для ефективного використання їх необхідно виконати значні й досить трудомісткі роботи з програмування ЦОМ.

Розрізняють загальне й спеціальне М. з. ЦОМ. До загального М. з. ЦОМ входять програми, адекватні обов'язкові для організації обчисл. процесу на певній ЦОМ. Досить розвинуте загальне М. з. ЦОМ також наз. операційною системою. Спеціальне М. з. ЦОМ складається з програм, ориєнтованих на конкретну спеціалізацію обчислювальної системи. Ця класифікація відносна, бо в розвитку М. з. ЦОМ намічається тенденція поступово переводити програми спеціального М. з. ЦОМ до складу загального. Програми загального М. з. ЦОМ бувають керуючі й обробні. Керуючі програми забезпечують функціонування ЦОМ у процесі підготовки, налаштування й розв'язування задач у найзручніших для користувача режимах. Обробні програми загального М. з. ЦОМ реалізують власне загальні методи обробки інформації в процесі налаштування й розв'язування задач. Обробні програми загального М. з. ЦОМ ділять на програми, що входять у системи програмування й налаштування, і на програми найпоширеніших методів обчислювальної математики, обробки масивів даних тощо, об'єднані в бібліотеки стандартних підпрограм.

Найпоширенішими обробними програмами загального М. з. ЦОМ є транслятори (зокрема, з мов ФОРТРАН, АЛГОЛ і КОБОЛ), асемблери, програми обчислювання елементарних функцій, розв'язування систем алгебраїчних і дифер. рівнянь, сортування, зливання, вибірки тощо. В багатьох випадках до загального М. з. ЦОМ включають програми обробки графічної інформації, які функціонують на базі пристроїв відображення (див. Екранний мульт.).

Спеціальне М. а. ЦОМ функціонує, як правило, в тісній взаємодії з програмами загального М. а. ЦОМ і реалізує специфічні методи розв'язування задач, які або зовсім не можна розв'язувати програмами загального М. а. ЦОМ або це розв'язування їх є надто неефективним (за швидкістю або використанням обладнання). ЦОМ 3-го покоління (див. *Електронна обчислювальна машина*) оснащують загальним матом, забезпеченням обсягом у мільйони машинних команд, що дає змогу розв'язувати значну частину задач в обчислювальних центрах загального призначення.

Тепер створено великі бібліотеки спеціалізованих програм, описані, як правило, мовами програмування високого рівня. Використовування загального і спеціального М. а. ЦОМ в розроблюваних ЦОМ пов'язується з проблемою забезпечення програмної сумісності (спадковості) машин на різних машинних командах. Створення М. а. для нових ЦОМ пов'язано з проблемою ефективної інтерпретації їх на старих машинах для наладжування матом, забезпечення в процесі проектування. Розробка інтегральних схем та загально-машинних пристроїв і пов'язаний з цим розвиток логічних можливостей ЦОМ привели до виконання багатьох програм загального М. а. ЦОМ безпосередньо в пристроях ЦОМ. Прикладом ЦОМ зі збудованим загальним М. а. є машини сімейства «МІР». Для поширення програм загального і спеціального М. а. ЦОМ серед користувачів в СРСР організовано асоціації користувачів певного типу ЦОМ і централізовані фонди алгоритмів і програм. Див. Фішчер Ф. П., Сундєв Д. Ф. Системи програмування. Пер. з англ. М., 1971. Флорес А. Програмное обеспечение. Пер. с англ. М., 1971.

МАТЕМАТИЧНЕ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЦОМ ВУТРИШНЬО — склад алгоритмів і даних, виконаних у цифровій обчислювальній машині структурним способом (див. *Керування структурне в ЦОМ*). У практиці обчисл. машинобудування склалася певні принципи побудови компонент внутр МЗ. Конкретні, як правило, вищують у загально-машинних пристроїв довгочасний (ДЗП). Для фіксації алгоритмів керування є два осн. способи — у вигляді схем автоматів керування і у вигляді керуючих кодів у ДЗП. Обидва ці способи, зрештою, забезпечують утворення необхідних послідовностей мікрокомандних сигналів, тобто мікропрограм (див. *Мова ЦОМ внутрішня*) — в цьому розумінні вони рівнозначні — проте конструктивні відмінності між ними зумовлюють різні галузі застосування їх. Перший спосіб, що його називають апаратним, застосовують, як правило, в усіх машинах і найефективніший він для керування операціями нескладними, але такими, що часто зустрічаються. Другий спосіб, що його називають програмним, особливо поширився останнім часом і ефективний він для керування складними операціями типу різних збудованих процедур.

Відповідно до способу використання алгоритмів М. а. ЦОМ в. поділяють на стандартні

і службові, перші з яких виключаються з роботи програм розв'язування задач, а другі мають допоміжний характер і викликаються автоматично, без вказівок програміста і транслятора.

За функціональним призначенням алгоритми внутр. МЗ можна поділити на два осн. класи: алгоритми системи інтерпретації та алгоритми операційної системи. Алгоритми 1-го класу, як правило, охоплюють усю систему інтерпретації програмного рівня внутр. мови, починаючи від аналізу програми йкінчаючи утворенням мікрокомандних сигналів, що зумовлюють виконання відповідних мікрооперацій. Алгоритми 2-го класу є складовою частиною операційної системи. Перодусім за допомогою їх реалізуються алгоритми розподілу пам'яті, керування зовн. обладнанням та перериванням і т. п. Тепер спостерігається явна тенденція до просування компонент операційної системи в зовн. у бік внутр. МЗ, а це сприяє підвищенню їхньої ефективності.

Розширення сітки збудованих стандартних і службових процедур, апаратної та мікропрограмної реалізації ряду компонент операційної системи, розвиток системи М. а. ЦОМ в. загальною можна вважати одним з осн. напрямів розвитку структур ЦОМ. Див. також *Математичне забезпечення ЦОМ*.

Літ. Глушкова В. М. [та ін.] Вопросы развития структур ЦОМ в связи с системами их математического обеспечения. «Матрица», 1967. № 6. Глушкова В. М. [та ін.]. Вычислительные машины и развитые системы их интерпретации. К., 1975 [биоліогр. с. 254-257]. З. Л. Рабинович.

МАТЕМАТИЧНЕ ПРОГРАМУВАННЯ — див. *Програмування математичне*.

МАТЕМАТИЧНЕ СПОДІВАННЯ, середнє значення — числова характеристика розподілу ймовірностей випадкової величини. М. с. випадкової величини ξ виражається

$$\text{м. с. } M\xi = \int_{-\infty}^{\infty} x dF(x), \text{ де } F(x) —$$

ф-ція розподілу величини ξ , M — символ М. с. Якщо ξ набуває значень x_1, \dots, x_n, \dots з ймовірностями p_1, \dots, p_n, \dots , то $M\xi = \sum x_n p_n$.

Зокрема, якщо ξ набуває скінченного числа значень x_1, \dots, x_n з однаковими ймовірностями, то

$$M\xi = \frac{x_1 + \dots + x_n}{n}. \text{ Для випадкової величини, що має щільність розподілу } p(x),$$

$$M\xi = \int_{-\infty}^{\infty} x p(x) dx. \text{ Відповідно до великих чисел закону середнє арифм. } \frac{\xi_1 + \dots + \xi_n}{n} \text{ незалежних результатів спостережень над випадковою величиною } \xi \text{ при великому } n \text{ у певному розумінні близьке до М. с. } M\xi.$$

М. с. існує не для кожної випадкової величини. Якщо скінченний хоч би один з інтегралів $\alpha =$

$$= \int_0^{\infty} [1 - F(x)] dx, \beta = \int_{-\infty}^0 F(x) dx, \text{ то М. с.}$$

існує і дорівнює α — б. М. с. суми випадкових величин дорівнює сумі М. с. відповідних доданків, М. с. добутку двох незалежних випадкових величин дорівнює добуткові М. с. співмножників.

М. Я. Лоренцо.

МАТЕМАТИЧНІ МЕТОДИ В ПОЕТИЦІ — кількісні й символіко-логічні методи вивчення художніх текстів і «поетичної мови», що стоїть за цими текстами й виявляється в них. Тією мірою, якою художні тексти розглядаються як джерела для визначення загальнонародної мови, до них застосовні будь-які математичні методи, використовувані в описовому мовознавстві. Але поетика має й власний сторічний досвід використання та розроблення спеціальних матем. методів — від перших суто допоміжних арифм. підрахунків до спроб теоретико-множинного та алгебр. моделювання таких центр. понять, як «поетична мова». Розробляти кількісні методи вивчення поетики й теорії поетичної мови почали у своїх працях А. Белий, О. Пешковский, Б. Томашевський та В. Яро, в укр. літературознавстві — Г. Шенгелі та ін. Новий етап у розвитку М. м. в п. пов'язаний з впровадженням ідей кібернетики, що дало змогу не тільки дати чітке обґрунтування М. м. в п., що їх застосовували раніше, а сприяти появі ще до появи нового підходу, що використовує поняття *інформації та ентропії*, а також моделювання творчих процесів на ЕЦОМ (див. *Алгоритмізація творчих процесів*). Досвід розроблення М. м. в п. має певну евристичну цінність для самої кібернетики. По-перше, поетика дає приклади описання найскладнішого організованого явища керуючої системи, у моделюванні побудови й функціонування яких кібернетика робить лише перші кроки. Загальнокібернетичне значення мають, напр., розроблені поетикою поняття *зчудування* і *ефекту обманутого сподівання*. По-друге, поетика знає такі порівняно елементарні явища творення типу *метризація*, на яких можна «програти» процес, що відбувається в складніших системах типу природної мови. По-третє, поряд з М. м. в п., спрямованими на вивчення специфічних особливостей художньої мови, існують і М. м. в п., пов'язані з поетикою лише історією свого виникнення й традиційного застосування, а принципово вони застосовні й за її межами, в аналізі найрізноманітніших інформаційних процесів. Такі статистичні методи вивчення словника письменника можна використовувати для автомат. анотування й реферування текстів, а робота по визначенню інформаційних характеристик художніх текстів стали одним із стимулів дослідження складності автоматів і комбінаторного й алгоритмічних підходів до *інформації теорії*. Поряд з ін. методами й поняттями поетики й літературознавства М. м. в п. застосовують і при цілісному аналізі літературного твору як єдиного художнього організму у взаємозв'язку та взаємодії всіх його структурних планів і рівнів. Кібернетичні завдання потрібні й для уточнювання заг. схем літературного процесу.

Найбільших успіхів у застосуванні матем. методів досягнуто у віршознавстві — частині поетики, що вивчає принципи організації вірша як форми мови. Розробляють матем. прийоми опису метрики та її зв'язків з фонетичною та інтонаційною системами мови, побудови моделей і графіків ритму, методу обчислення міри близькості слонук, які римується, тощо (див. *Структурне віршознавство*). Крім віршознавства, найбільше опрацьовано матем. метода вивчення словника письменника й окремих творів. Виникає воно з потреби визначення авторства анонімних (передусім — античних) текстів, а потім виявлялися потрібними для історичної лексикології та стилістики. Різноманітні статистичні коефіцієнти характеризують багатство словника, динаміку його розвитку в часі й у середині одного твору та розподіл слів за лексико-граматичними класами. Проводили дослідження щодо порівнювання семантико-тематичних поділів словників частотних як своєрідних моделей «світу поета». Висунуто гіпотезу, що часта спільна поява слів у тексті в межах якогось інтервалу фіксованої довжини відображає парадигматичний, мовний зв'язок цих слів. На підставі цієї гіпотези запропоновано алгоритми, які за текстами реконструюють семантичну систему, що стоїть за ними, або розподіляють ці тексти за різними стилями.

З апарату теорії інформації необхідним у застосуванні до художніх текстів виявилася поняття ентропії. А. М. Колмогоров удосконалив експериментальний метод К. Шеннона для визначення ентропії мови й запропонував розмежувати в художніх текстах *центральної думки* й *центральної побудови*, а також способи оцінки обсягу *алокального словника* поета й визначення кількості осмислених текстів однакового обсягу, які задовольняють певні формальні вимоги. В спробі матем. моделювати тропи і прийоми вираження (математико-логічна модель рос. метафори та способів утворення П. Ю. І. Левіна, його ж статистика типу метафори) та обчислення різноманітних типів сюжетів і ситуацій художніх творів (див. *Структурна поетика*). Проблему співвідношення *змісту поезії* й *змісту науки* вивчають тепер як за допомогою абстрактного моделювання цих понять, так і безпосереднім статистичним зіставленням різних, заздалегідь — синтаксичних характеристик художніх і наук. текстів. В українському літературознавстві та лінгвістичній М. м. в п. застосовують, в основному, як допоміжний засіб структурної типології функціональних стилів сучасної укр. мови.

Лит. Шенгелі Г. Трактат о русском стихе, ч. 1. Организация метрики М. Пр. 1923, Томашевский Б. Стихотворение. Реализм и Социализм в г. Горьком, посвященное применению математических методов в изучению языка художественной литературы. В кн. Структурно-типологические исследования. М., 1962; Шафиров А. Я. Распределение слов в тексте в выделении семантических полей. В кн. Иностранные языки в высшей школе, к. 2. М., 1963; Левин Ю. И. О некоторых чертах плана содержания в поэтических текстах. В кн. Структурная типология языков М., 1966; Конти-

лов В. В., Нікітіна Ф. О. Число в слово. К., 1966. Статистичні параметри стилів К., 1967. Содружестві наук і тайни творчості М., 1968 [бібліогр. с. 433-449]. Гасларова М. Л. Роботи й Ядро по теорії літератури В. ки Труды по знакомим системам, в 4 Тарту, 1969 Жодя А. Теорія інформації й естетическе восприятіє. Пер. с франц. М., 1968 [бібліогр. с. 296-327]. Семіотика й лінгвістическа М., 1972. Діа. також літ. до ст. Структурне віршованість, Структурна поезія. С. Т. Гіндім.

МАТРИЦЯ — прямокутна таблиця чисел a_{ik} ($i = 1, 2, \dots, m, k = 1, 2, \dots, n$), яка складається з m рядків і n стовпців:

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ a_{m1} & a_{m2} & \dots & a_{mn} \end{pmatrix}. \quad (1)$$

Якщо $m = n$, то M . A наз. квадратною, а число n — її порядком. Числа, що утворюють M ., наз. Елементами. Порядок скінченності M . виду (i) в математиці визначаються й M ., що мають нескінченну кількість рядків або стовпців. M . в математиці найчастіше тлумачать як оператори. Мінором k -го порядку матриці A ($k \leq m, k \leq n$) наз. визначник Δ , складений (зі збереженням порядку) з k^2 елементів M ., які лежать на перетині деяких k рядків і k стовпців (див. схему):

$$|A| = \begin{vmatrix} \begin{matrix} \boxed{a_{11}} & \boxed{a_{12}} & \boxed{a_{13}} & \boxed{a_{14}} \\ \boxed{a_{21}} & \boxed{a_{22}} & \boxed{a_{23}} & \boxed{a_{24}} \\ \boxed{a_{31}} & \boxed{a_{32}} & \boxed{a_{33}} & \boxed{a_{34}} \\ \boxed{a_{41}} & \boxed{a_{42}} & \boxed{a_{43}} & \boxed{a_{44}} \end{matrix} \\ \vdots \\ \begin{matrix} \boxed{a_{k1}} & \boxed{a_{k2}} & \boxed{a_{k3}} & \boxed{a_{k4}} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \boxed{a_{m1}} & \boxed{a_{m2}} & \boxed{a_{m3}} & \boxed{a_{m4}} \end{matrix} \end{vmatrix} \quad A = \begin{vmatrix} \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \end{vmatrix}$$

Найбільший порядок, який можуть мати мінори M ., що не дорівнюють нулю, наз. рангом M .

Застосовують M . при розв'язуванні систем лінійних алгебр. рівнянь (див. Лінійні алгебричні систем рівнянь способи розв'язування), в теорії (див. Гра біматрична, Гери матричні), в матем. аналізі при інтегруванні систем дифер. рівнянь, у механіці й теор. електротехніці, при дослідженні малих коливань мех. і електр. систем, у квантовій механіці та інших областях природознавства. Про класифікацію M . та дії над ними див. Алгебра матриць. О. Т. Зверєв.

МАТРИЦЯ ДРУГИХ МОМЕНТІВ в випадкового вектора $\xi = (\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$ — квадратна матриця n -го порядку $B_2 = \|b_{ij}\|$, де $b_{ij} = M\xi_i\xi_j$ — ішпані моменти 2-го порядку величин ξ_i та ξ_j , ($i, j = 1, 2, \dots, n$). M . д. м. існує, якщо для всіх k ($1 \leq k \leq n$), $M\xi_k^2 < \infty$. M . д. м. є симетричною і визначеною: $b_{ij} = b_{ji}$ і при будь-яких дійсних $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n$

$$\sum_{i,j=1}^n b_{ij}\xi_i\xi_j = \sum_{i,j=1}^n M\xi_i\xi_j\xi_i\xi_j =$$

$$= M\left(\sum_{i=1}^n \xi_i\right)^2 > 0.$$

Нехай $\sigma = M\xi = (a_1, a_2, \dots, a_n)$, де $a_k = M\xi_k$. M . д. м. B_2 вектора ξ — σ наз. дисперсійною матрицею вектора ξ ; $B_2 = \|d_{ij}\|$, де $d_{ij} = M(\xi_i - a_i)(\xi_j - a_j)$ — ішпані центральні моменти 2-го порядку величин ξ_i і ξ_j . При $i = j$ $d_{ij} = D\xi_i$, при $i \neq j$ $d_{ij} = r_{ij}/\sqrt{D\xi_i D\xi_j}$, де r_{ij} — коэф. кореляції між координатами ξ_i і ξ_j вектора ξ . Якщо координати вектора ξ взаємно незалежні, то $d_{ij} = 0$ при $i \neq j$. Протилежне твердження у заг. випадку невірне, але якщо розподіл ξ нормальний і $d_{ij} = 0$ при $i \neq j$, то його координати взаємно незалежні. Дисперсійна матриця вектора ξ взагалі невичу, характеризує ступінь лінійної залежності між його координатами. Якщо раві матриці B_2 дорівнюють r ($0 < r < 1$), то між координатами вектора ξ існує r — лінійно незалежних лінійних співвідношень, і, отже, його розподіл зосереджений в r -вимірній підмножині n -вимірної множини. M . д. м. використовують для визначення точності оцінок невідомих параметрів. У випадку нормального розподілу вектора ξ M . д. м. разом з математичним сподіванням є повною характеристикою вектора ξ . М. П. Слободенюк.

МАТРИЦЯ ЗАПАМ'ЯТОВУВАЛЬНА — сукупність конструктивно зв'язаних запам'ятовувальних елементів (феритових осердь, плівкових магнітопроводів та ін.), розміщених на площині в порядку, зручному для побудови нагромаджувача. Як конструктивний вузол M . а. призначено для забезпечення технологічності виготовлення нагромаджувача; використовують її переважно в запам'ятовувальних пристроях з координатною системою вибирання. Запам'ятовувальні елементи в матриці розміщуються на перетині взаємно перпендикулярних координатних шин. За способом виготовлення розрізняють інтегральні й збірні матриці. Для перших характерним є те, що матриці виготовляють з усіма запам'ятовувальними елементами в одному технологічному циклі (напр., матриці на тонких магнітних плівках, багатоступінчасті феритові матриці). Виготовленню збірної матриці передують виготовлення й відбирання запам'ятовувальних елементів, які потім монтують у матрицю. Одна або кілька матриць, з'єднаних координатними шинами, утворюють касету. В касеті, як правило, розміщено запам'ятовувальні елементи або одного розряду всіх комірок, або кілька повнорозрядних комірок нагромаджувача. Кілька касет, з'єднаних між собою по координатних шинах, становлять нагромаджувач. Залежно від типу матриць і технології виробництва їх координатні шини наносять або в процесі виготовлення (складання) матриць, або під час виготовлення касет. Іноді частину координатних шин наносять, виготовляючи матриці, а частину —

складають касети або нагромаджувач. Запам'ятовувальних елементів у матриці може бути від кількох десятків до кількох тисяч. Кількість їх залежить з інтегр. матриць від прийнятого виходу придатних матриць, а в збірних — від технологічності складання.

М. Н. Бабенко.

МАТРИЦЯ НАВЧУВАННЯ — найпростіший розпізнавальний пристрій, що ґрунтується на обчислюванні скалярних добутків векторів зображення на вектори-еталони. Кожен з цих добутків відповідає одному з розпізнавальних класів. М. н. вказує номер класу, еталон якого забезпечує макс. значення скалярного добутку. Навчання М. н. полягає в обчислюванні векторів-еталонів усередненням або підсумовуванням зображень початкової збірки, віднесених учителем до одного класу. М. н. може розв'язувати деякі найпростіші задачі розпізнавання образів. Повна систем типу М. н. (як і систем «адаптив» і «мадаптив») у період зародження теорії розпізнавання образів відіграла певну позитивну роль у становленні цієї теорії.

Лит.: Steilbuch K., Widrow B. A critical comparison of two kinds of adaptive classification networks. «IEEE transactions on electronic computers», 1965, т. EC-14, № 5.

М. І. Шмидт.

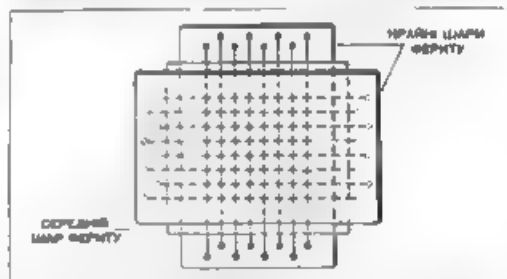
МАТРИЦЯ ФЕРИТОВА БАГАТОТВІРНА — масив запам'ятовувальних елементів, що утворюються довкола отворів у пластинці феромагнетиту з прямокутною петлею гістерезису. Робота *запам'ятовувального елемента* в М. ф. б. ґрунтується на властивості феромагнетиту стійко зберігати залишкову намагніченість і змінювати її під дією зовнішнього магн. поля, що його створює електр. струм у провідниках, які проходять крізь отвори (див. мал.).

Конструктивно М. ф. б. виготовляють у вигляді монолітної пластини або складають із т. зв. числових лінійок, які зберігають одне повнорозрядне число. Одні із селектуючих провідів матриці для спрощення монтажу нагромаджувача наносять звичайно друкарським способом. *Запам'ятовувальні пристрої* (ЗП) на М. ф. б. будують, як правило, за системою з безпосереднім вибиранням, а самі мат-

ливості виготовляють отвори малого діаметру (0,16 мм і менше) нагромаджувач на М. ф. б. відзначаються великою густотою розміщення запам'ятовувальних елементів. Для керування ними потрібні порівняно невеликі струми й потужності, й завдяки цьому можна використувати мікроелектронні схеми керування. За основними параметрами ЗП на М. ф. б. належать до швидкодіючих *оперативних запам'ятовувальних пристроїв* малої ємності з циклом звертання — порядку 0,5—2 місек і ємністю — кілька сот чисел. Використовують їх переважно в спеціалізованих обчислювальних машинах.

М. Н. Бабенко.

МАТРИЦЯ ФЕРИТОВА ШАРУВАТА — набір *запам'ятовувальних елементів*, які утворюються навколо перехрестів ортогональних провідників із струмом у фериті з прямокутною петлею гістерезису. М. ф. ш. пресують із

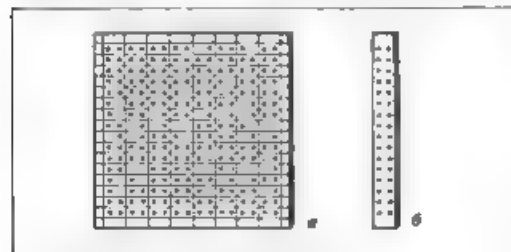


Матриця феритова шарувата

трьох шарів фериту (див. мал.) з двох крайніх — з нанесеними провідниками й одного середнього — без провідників; потім матрицю відкалюють. Залежно від товщини середнього шару кожне перехрестя еквівалентне феритовому осердю, біляку та ін. З М. ф. ш. будують *запам'ятовувальні пристрої* (ЗП), переважно системи 2D з одним або двома перехрестями набіт. За осн. параметрами ЗП на М. ф. ш. належать до швидкодіючих *оперативних запам'ятовувальних пристроїв*. Розміри елементів М. ф. ш., а отже й струми керування, — невеликі, густота розміщення елементів велика, спосіб виготовлення — інтегральний. Усе це робить М. ф. ш. перспективними для машин на інтегральних схемах.

Ю. В. Остапенко.

МАТРИЧНІ ІГРИ — див. *Ігри матричні*. **МАШИНА** — 1) Сукупність механізмів, що здійснюють задані доцільні рухи для перетворення енергії, виконання робіт або для збирання, передавання, обробки й використання інформації. Вся багатоманітність М. поділяють на три осн. класи М. двигунів, за допомогою яких один вид енергії перетворюється на інший, зручний для експлуатації; робочі М. (М. «енергетика»), за допомогою яких змінюється форма, властивості, стан і положення об'єкта праці; М., що виконують замість людини деякі ф-ції розумової праці (лічильні М., обчислювальні М.). У процесі розвитку техніки виник сучасний маш. агрегат (автомат, автомат. лінія), що є комплексом, у роботі якого поряд з елемента-



Матриця феритова багатоотвірна

риці виготовляють, використовуючи двоотвірні елементи. Для комутації адресних керуючих струмів використовують магнітні або магніто-діодні комутатори, основою яких також є багатоотвірні пластини, але трохи товщі і з більшими отворами. Завдяки мож-

ми розвинутої роботою М. беруть участь механізми й апарати керування (механічні, електричні, електронні). Тенденцією розвитку М. є створення комбінованих М.-комбайнів та автомат. заводів. Важливу роль у розвитку М. відіграють сучасні гідромех., пневматичні, електромех., а особливо електронні пристрої, за допомогою яких можна створювати складні системи, які автоматично керують і регулюють процеси, що їх виконують М.

З розвитком автоматизації, особливо у зв'язку з виникненням кібернетики, поняття М. дуже розширилося (див. *Біоніка, Цифрова обчислювальна машина*). 2) Абстрактне математичне поняття, синонім поняття *автомат*. У кібернетичні терміни «машинна» айдістичне використовують на позначення механічних автоматів (напр., *Гюрінгівська машина*), а для автоматів електричних частіше вживають термін «автомат».

Літ.: *Машина*. М., 1959 (бібліогр. с. 593—599); *Пути развития техники в СССР*. 1917; 1967 М. 1967 (бібліогр. с. 263—273).

Д. К. Димчаров.

МАШИНА ЦЕНТРАЛІЗОВАНОГО КОНТРОЛЮ — керуюча обчислювальна машина, що автоматично виконує функції контролю і реєстрації параметрів технологічного процесу.

МАШИННА ЗМІННА — фізична величина (струм, кут повороту вала, електрична напруга, час тощо), яка змінюється за заданими з аналоговій обчислювальної машини математичними співвідношеннями (машинним рівнянням) й пов'язана з незалежною величиною x й залежними y, u, \dots змінними розв'язуваної задачі, співвідношеннями $X = m_x x, Y = m_y y, \dots, Z = m_z z$, де m_x, m_y, \dots, m_z — розмірні масштабні коеф. В універсальних АОМ залежними М. з. є електр. напруги, а незалежною — час. Масштабні коеф. вибирають, виходячи з умов точності й еквівалентності маш. рівнянь розв'язуваної задачі. Масштабні коеф. вибирають так, щоб М. з. набували за величинною якомога більших значень у межах допустимого діапазону (100, 50 або 10 μ). При $t = 1$ (якщо t — час) моделювання проводять у реальному масштабі часу. При $m_t > 1$ досліджуваний процес еростигується, при $m_t < 1$ естискується. Масштабні коеф. можуть бути змінні: $m_x(t), m_y(t), \dots$, зокрема при розв'язуванні «нестійких» задач. В. А. Зинченко.

МАШИННЕ ПРОЕКТУВАННЯ ІНТЕГРАЛЬНИХ СХЕМ — автоматизація етапів розробки й виробництва інтегральних схем та їхніх елементів за допомогою електронних обчислювальних машин. *Інтегральні схеми* (ІС) є основою елементної бази обчисл. машин 3-го покоління, а М. н. і. с. — один з етапів автоматизації проектування ЦОМ. Автоматизована система М. н. і. с. — це комплекс взаємопов'язаних алгоритмів і програм, які входять у такі підсистеми: 1) структурного й логіч. моделювання функціональних схем; 2) аналізу й моделювання принципових схем; 3) проектування топології; 4) статистичного проектування й оптимізації; 5) програмного забезпечення роботи спеціалізованих при-

строїв виготовлення шаблонів, 6) матем. забезпечення тех. засобів машинного проектування. Структура автоматизованої системи М. н. і. с. не залежить від конкретної елементної бази й технології, зміну яких визначають вірогідністю моделей математичних, вибором методів формування рішень, проектуванням топології та послідовністю функціонування підсистем.

Переваги М. н. і. с. стосовно скорочення термінів, затрат і підняття якості ІС виявляються повною мірою лише при наскрізній автоматизації всіх етапів проектування й комплексному розв'язуванні задач. Застосовувати машинне проектування можна за таких осн. умов: 1) коли повністю досліджено варіанти схеми ще до втілення в «маска» або «шаблон», оскільки без зміни останніх не можна змінювати компоненти схеми, щоб оптимізувати її якість; 2) коли є взаємозв'язок між етапами проектування ІС (особливо для великих інтегральних схем), у якому результати одного етапу, напр., електр. розрахунку схем, є первісними даними для інших, напр., для проектування топології, а результати топологічного вирішення в свою чергу безпосередньо визначають параметри схеми 1, отже, впливають на результати електр. розрахунку; 3) при ручній перевірці працездатності схем на всіх етапах розробки й перевірки відповідності функціональних структурних схем — логічним і матем. рівнянням, принципам електр. схем — функціональним структурним схемам, топологічним схем — принципам електр. схем, фотошаблонів — топологічним схемам, виготовлених схем — первісним логіч. і матем. рівнянням; 4) якщо взаємно додержано технологічних, конструктивних і схемних вимог і обмежень, обумовлених неминучим статистичним характером технологіч. процесу виробл. й можливостями застосування тех. і технологіч. засобів і обладнання.

Найваж. теор. обґрунтування й програмне забезпечення М. н. і. с., з основному, стосується розгляду окремих етапів проектування, зокрема, аналізу й моделювання компонентів схем. Останнім часом виконано ряд досліджень з системного підходу до автоматизації проектування.

Для ІС, у яких є, напр., МДН-транзистори, матем. забезпечення 1-ї підсистеми складається з програм, які забезпечують автомат. формування логіч. моделі МОП-ІС, що являє собою систему булевих функцій, її аналіз, діагностику та необхідне коригування. Початковими даними для програми логіч. моделювання є система рівнянь безпосередніх зв'язків ІС і система тестових параметрів. Вихідною інформацією 1-ї підсистеми є таблиця перетворень на ЕОМ рівнянь безпосередніх зв'язків з урахуванням обмежень, накладених на вибрану елементну базу, і вимог замовника. Цю інформацію (разом з переліком технологіч. і топологіч. обмежень) використовують як первісну в 3-й підсистемі. Програми цієї підсистеми здійснюють підго-

товку на ЕОМ комутаційної схеми ІС, на якій фіксуються за допомогою умовних координат місця розташування комутаційних (алюмінієвих і дифузійних) шин, МОП-транзисторів, контактних площадок тощо. Спец. підпрограми забезпечують перерахування топологічних параметрів комутаційної схеми в електр. параметри транзисторів та робочих і вузових ємностей і виконують електр. розрахунок, аналіз і коригування параметрів «критичних» каскадів (використовуючи програми 2-ї та 4-ї підсистем). Автомат. формування масивів переходу від умовних координат геом. фігур до дійсних координат, компонування топологіч. креслення (з промальовуванням для контролю на графолобувальнику за допомогою програм 4-ї підсистем) виконується з урахуванням стикування логіч. каскадів і елементів об'єднання ІС. Програми 4-ї підсистем зберігають у бібліотеці готових топологіч. акрішень, записаних у довготривалому ЗП ЕОМ. За допомогою програм 5-ї підсистем здійснюється автомат. підготовка початкових даних (на перфострічці й перфокартках) для програмного керування виготовленням шаблонів на спеціалізованих пристроях (координатографі або фотонабірних установці). Використовуючи реєстр технологіч. і топологіч. обмежень (бібліотека 4-ї підсистем), програми 3-ї підсистем розміщують елементи схеми на підкладі, проводять трасування між'єднань, коригування в розміщених елементах ІС і між'єднань на підкладі.

Вихідною інформацією автоматизованої системи є топологічний креслення ІС і перфорційна стрічка (перфорційна карта) для виготовлення фотошаблонів.

Окремі програми 3-ї, 5-ї та 6-ї підсистем можна виділити в підсистему тех. проектування — створення початкової інформації та формування вихідної інформації з випуском документів і перфострічок (перфокартки, магн. стрічки) для спеціалізованих пристроїв та обладнання (див. «Кіле-67»).

Застосування автоматизованої системи М. п. 1. с. дає найбільший техніко-економічний ефект у галузі проектування схем дискретної техніки завдяки існуючій тут уніфікації та стандартизації елементної бази (див. *Стандарти в обчислювальній техніці*). Розробку й запровадження методів М. я. 1. с. спрямовано на скорочення (я з часом і на повне усунення) ручної праці, на підвищення продуктивності праці в галузі приладобудування.

Лит. Сигорский В. П., Петренко А. И. Алгоритмы анализа электронных схем. К., 1970 [Бібліогр. с. 381-392]. Автоматизация проектирования радиоэлектронной аппаратуры. Обзор опыта в радиопромышленности, 1971, № 7, 1972, № 4; Ильин В. Н. Машинное проектирование электронных схем. М., 1972 [Бібліогр. с. 274-278]; Моравец С. А. [та ін.]. Системы машинного проектирования ВИС на МОП-транзисторах. Электронная промышленность, 1972, № 2. Калаха Д. Методы машинного расчета электронных схем. Пер. с англ. М., 1970; Матлевский Г. Р. [та ін.]. Интегральные схемы. Основы проектирования и технологии. Пер. с англ. М., 1970. Машинный расчет интегральных схем. Пер. с англ. М., 1971. В. Г. Табаровский.

МАШИННЕ СЛОВО — послідовність символів, яка займає одну комірку пам'яті машини. Зокрема, М. с. може бути командою, числом або буквеночисловою послідовністю. Звичайно М. с. обробляється і передається схемами обчислювальної машини як єдине ціле, хоч у деяких обчислювальних машинах можлива обробка й частини М. с.

Д. М. Тодоров.

МАШИНИЙ «ІНТЕЛЕКТ» — сукупність таких характеристик обчислювальної машини як запас відомостей у ній і здатність поповнювати його шляхом навчання; ступінь «розуміння» мов програмування високого рівня, ступінь структурного втілення методів перероблення інформації та організації обчислювального процесу загалом. Ці характеристики імітують такі риси людського інтелекту: ерудицію, здатність набувати досвід, кмітливість та організованість у процесі діяльності. Звідси й походить термін машинний «інтелект», оскільки риси якого для зручності можна охарактеризувати так: машинна ерудиція і сприйнятливість, розуміння вхідних мов, відносна швидкість реакції й рівень організації. М. «і.» як сукупність цих властивостей характеризує й можливість машини, які належать від алгоритмічної структури ЦОМ і виявляються здебільшого у сфері взаємодії машини з користувачем (безпосередньо і через інші об'єкти зовн. середовища). Отже, поняття М. «і.» відображає потребу розглядати структуру обчисл. машини, оскільки ЦОМ використовують різні фактори. Це поняття є принципово відмінним від поняття «штучний інтелект», який є моделлю певних властивостей інтелекту — незалежно від характеристик насобі моделювання. Водночас рівень М. «і.» істотною мірою позначається на можливостях та ефективності застосування цих засобів для представлення штучного інтелекту.

М. «і.» відноситься у внутрішньому та квазивнутрішньому матем. забезпеченні (МЗ) машини (див. *Математичне забезпечення ЦОМ «штучного»*). Відповідно до цього всі алгоритми та інші компоненти М. «і.» завжди (тобто без попередньої «ручної» підготовки до роботи з ними) доступні для використання, незалежно від способу реалізації їх як того чи іншого виду машинного устаткування. Водночас вибір способів реалізації компонентів М. «і.» залежить від їхніх функцій, призначення машини, економічних та інших факторів. При цьому найбільшій ефективності й надійності процесу матем. експлуатації машини досягаються здебільшого тоді, коли вдається до вершин двох способів. Ці способи перевершують третій щодо вартості. Важливою особливістю поняття М. «і.» є можливість виробляти кількісні оцінки його рівня як показники пристосованості машини до розв'язування різноманітних задач і до ефективної взаємодії людини з обчислювальною машиною (отже, і порівнювання різних машин за цим показником). До запасу відомостей, які зберігають і характеризують машинну ерудицію, включають стандартні й службові алгоритми (при-

значені для виконання обчисл. і керуючих процедур), константи, заповнювані форми (структури таблиць) та дані, що їх одержують у процесі навчання і експлуатації машини і використовують, розв'язуючи наступні завдання. Характерною рисою використання всієї цієї інформації (знань) машини в процесах програмування, налаштування і розв'язування при достатньо високому рівні М. є. є простота й оперативність. Завдяки тому, що машина «розуміє» завдання, його можна виконувати безпосередньо за допомогою інтерпретації, тобто цілком зрозумілими є те завдання, що записане на програмному рівні внутр. мови машини як робота програма (див. *Інтерпретація мови структури*). Отже, ступінь «розуміння» машинною алгоритми мов програмування виражається співвідношеннями між цими мовами та програмним рівнем внутр. мови. Те, що в програмному рівні передбачено елементи й конструкції алгоритм. мов, підвищує ступінь «розуміння» їх машиною. Внаслідок цього спрощується система трансляції, підвищується ефективність реалізації програм, які складаються алгоритми. мовою, полегшується процес підготовки й налаштування задач тощо, але при цьому ускладнюється система структурної інтерпретації внутр. мови. Тенденція до збільшення ступеня «розуміння» алгоритми. мов виявляється досить виразно, особливо тоді, коли машини використовують для роботи в *діалогов режимі*.

Ця риса М. є. характеризується прискоренням виконання операцій, суміщенням процесів, організацією обчисл. процесу засобами самої машини (напр., втіленням у її структурі компонент *операційної системи*). Тут охоплюється досить широке коло принципів, пов'язаних зі структурно-конструктивними особливостями машини та з техніко-організаційними особливостями процесу її матем. експлуатації. Тенденція підвищувати М. є. зумовлюється зростаючим вимог до машин, водночас розвиток їхньої конструктивно-технологічної бази сприяє реалізації цієї тенденції. Див. Глушкова В. М. (та ін.). Вычислительные машины с развитыми системами интерпретации К. 1970 [бібліогр. с. 254—257]; Фогель Л., Оуэкс А., Уолш М. Искусственный интеллект и эволюционное моделирование Пер. с англ. М. 1969 [бібліогр. с. 220—228]. З Л. Рабинович.

МАШИНИЙ ПЕРЕКЛАД, автоматизований переклад — у вузькому розумінні — переклад текстів з однієї природної мови іншою за допомогою електронних обчислювальних (універсальних або спеціалізованих) машин; у широкому розумінні — галузь наукових досліджень, пов'язаних зі створенням систем М. п. в зазначеному вище розумінні.

Питання про можливість використання ЦОМ для перекладу з однієї природної мови іншою вперше постало в США 1947. З 1954 розпочалися дослідження з М. п. в СРСР. Тепер (1973) роботи в цій галузі ведуться в СРСР, США, Франції, Великобританії, НДР, Чехословаччині, Болгарії, Угорщині, Канаді, Японії, ФРН, Італії та ін. країнах.

В системах М. п. (у вузькому розумінні цього терміна) відомішого розрізняють такі складові частини: словник (див. *Словник автоматичний*), алгоритми і програму, що його реалізує. Спочатку лінгвістичні відомості про обидві мови (мови, з якої перекладається, і мови, якою перекладають), не виділяли як щось самостійне, тобто вони не становили опису мови, відокремленого від правил перекладу. Дані про мови частково містилися в різних правилах алгоритму, до того ж в одному правилі могли використовувати відомості дуже різноманітного характеру. З часом почали розрізняти відомості про мову; форму запису цих відомостей — використовуваний формалізм; власне алгоритм, тобто правила роботи, сформульовані засобами прийнятого формалізму і не залежні від конкретного запасу лінгвістичних відомостей. Хоча такий поділ є загальноприйнятим, і тепер під терміном алгоритм М. п. часто розуміють і власне алгоритм, і відомості про мову, записані в прийнятій формі. При такому широкому розумінні слова «алгоритм» саме алгоритм і є осн. частиною системи М. п., бо словник і програма залежать від нього. Тому, коли говорять про різні підходи до побудови систем М. п., насамперед мають на увазі різні підходи до побудови алгоритмів М. п. В роботі по створенню алгоритмів перекладу можна виділяти (дещо наближено й умовно) три етапи і говорити відповідно про системи М. п. 1-го, 2-го і 3-го покоління.

У системах 1-го покоління алгоритми мали бінарний характер, тобто були розраховані лише на обидві мови (мову, з якої перекладають, і мову, якою перекладають). При цьому аналіз перекладаваного тексту було орієнтовано на властивості вихідної мови, тобто при обробці тексту вхідною мовою ставили завдання з'ясувати дані не тільки про перекладаваний текст, а й відразу й про перекладений. Інакше кажучи, аналіз і синтез досить тісно перепліталися один з одним. Як правило, такі алгоритми були послідовно однопараметричними, тобто їхньою кінцевою метою було — одержати один варіант перекладу для кожної фрази і, крім того, для всіх тих випадків, коли виникала необхідність зробити вибір з якогось кола можливих, пропонувався рецепт вибору однієї з них. При цьому в одних алгоритмах повернутися до місця, де рішення ще було прийнято, було вже неможливим, в інших передбачалися способи віднайти такі сумнівні місця, щоб до них можна було повернутися, якщо за якимиись ознаками вдавалося встановити незалежність результату. В системах 1-го покоління опис властивостей мов не виділяли з самостійну частину.

У системах 2-го покоління відбулося відокремлення аналізу від синтезу в такому розумінні: аналіз став незалежним від мови, якою перекладають, його метою стало з'ясувати будову перекладаваного тексту і записати результат у вигляді деякого представлення цього тексту в певній формі (див. *Синтаксичний аналіз автоматичний природних*

мов); синтез став незалежним від мови, з якої перекладають, його метою стало розгорнути задане йому представлення в текст вихідною мовою. Системи 2-го покоління вже не орієнтовано на одержання одного варіанту і прийняття одного рішення в кожному сумнівному випадку. Такий підхід замінив багатоваріантним аналізом, тобто підходом, що ґрунтується на перебиранні можливостей і розгалуженні процесу. Аналіз і синтез у цих системах стали поділяти на різні (відповідно до розчленування рівня у мові). Крім того, в системах 2-го покоління відбувся агадний вище поділ алгоритму на власні алгоритми і на дані про мову, записані з використанням певного формалізму. Системи 2-го покоління — це адебільшого системи, в яких основну увагу приділено етапові синтаксичного аналізу, що завершує аналіз вхідного тексту. Синтез у них відіграв в певному розумінні допоміжну роль, він адебільшого набагато бідніший і простіший за аналіз.

До систем 3-го покоління можна віднести системи, в яких, по-перше, з'являються етапи семантичного аналізу й синтезу; по-друге, виникає співвідношення між аналізом і синтезом: аналіз перестає бути центром системи, ступінь складності й «навантаження» аналізу та синтезу вирівнюються, синтез також стає багатоваріантним. Це означає, що синтез спрямовано вже не на один варіант, а на побудову багатьох варіантів тексту за заданою структурою з використанням перерахування (див. *Модель смисла ↔ тексту*). В усьому іншому системи 3-го покоління аберігають багато рис систем 2-го покоління: незалежність аналізу та синтезу, їхню розчленованість на різні, орієнтацію на перебіркуний (фільгровий) підхід в аналізі виділення власне алгоритму й наявність сформульованих формалізмів для записування відомостей про мову (зокрема, використання *граматичних формальних*).

Процес перекладання тексту машиною поділяють на кілька етапів. У різних системах М. п. вона дещо різниться, проте можна дати повну заг. схему, яка досить характерна для систем 2-го і 3-го покоління (системи 1-го покоління тепер не будують).

Заг. схему й відхилення, що зустрічаються, можна описати так. У деяких випадках початковий машинний переробки тексту передувє підготовчий етап. Він може включати в себе або досить складне перерахування тексту, або лише якесь нескладне розмічання (напр., запровадження пев. знаків для формул тощо). Текст надходить у машину в задованому вигляді. За цілковитої автоматизації перекладу введення надалі здійснюватиметься за допомогою *читачих автоматів*. Тепер введення здійснюється шляхом перекодування тексту на перфокарти або записування його на магнітну стрічку і т. ін. Першим етапом машинного переробки тексту є адебільшого етап пошуку слів в автоматичному словнику, що зберігається в запам'ятовувальному пристрої машини. Наступним є етап обробки

словосполучень, які не можна перекласти послівно. У разі, коли використовується словник основ, після цих двох етапів починається морфологічний аналіз. Далі йде етап синтаксичного аналізу, а після нього — етап семантичного аналізу, яким і закінчується аналіз. У результаті аналізу одержують певне представлення перекладуваного тексту, записаного мовою-посередником. Синтез перекладеного тексту містить етапи, що відповідають переліченим етапам аналізу, але йдуть вони у зворотному порядку. Так, синтез починається з семантичного синтезу, далі йде етап синтаксичного синтезу, за ним — етап морфологічного синтезу, яким закінчується машинна обробка тексту. Після цього машина друкує одержаний переклад (після машинної обробки тексту людина може здійснювати пострерахування одержаного перекладу).

Можуть бути й такі відхилення від наведеної вище схеми. У випадку, коли в словнику містяться не основні слів, а слововироби повністю, морфологічного аналізу не проводять. У деяких системах перекладу, де використовують словник основ, першим здійснюють морфологічний аналіз. Він полягає у відтінанні від слів закінчень та одержанні основ, які після цього відшукуються в словнику основ. Етапи семантичного аналізу та синтезу в системах 1-го і 2-го покоління немає, в повному обсязі їх поки що немає в жодній системі, хоч те, що вони необхідні, тепер усі дослідники розуміють. В деяких системах є ті чи інші розділи, що являють собою спроби семантичного перероблення тексту (такою є, напр., система російсько-французького М. п., створена в Гренобльському ун-ті у Франції). З'являються й праці, в яких пропонують починати семантичний аналіз без попереднього синтаксичного аналізу. В ряді алгоритмів між аналізом та синтезом є й проміжний етап — перетворення, або «власне переклад». Його метою є переробка результату аналізу, тобто представлення перекладуваного тексту, одержаного при аналізі, на представлення, яке може бути вихідним матеріалом для синтезу, тобто на таке представлення, в якому враховано особливості вихідної мови (такою є, напр., система англо-російського перекладу, що й розроблено в Ленінградському ун-ті). В більшості існуючих систем об'єктом, над яким працюють, є одна фраза тексту, при цьому навіть для однієї фрази кожний з наведених вище етапів може повторюватись кілька разів (стільки, скільки варіантів фрази доходить до цього етапу).

Працю в галузі М. п. в широкому розумінні можна поділити на працю, спрямовану безпосередньо на створення систем перекладу (створення словників, граматик тощо) та на реалізацію їх на ЦОМ, і на працю над глибоким теор. розробленням тих чи інших проблем мови, або лінгвістичного характеру, розв'язати які треба для створення ефективних систем перекладу. Безпосереднє розроблення систем М. п. вимагає від лінгвістів,

щоб було розв'язано такі завдання: 1) визначено запас лінгвістичних відомостей, що використовуватиметься в системі (напр., встановлено критерії, за якими відбуватиметься класифікація слів, та одержано класи слів відносно до певних критеріїв); 2) створено словник, тобто відібрано ресурс слів і приписано словниковим одиницям набори ознак; 3) створено докладні граматики для всіх рівнів мови, зокрема, сформульовано лінгвістичні знання (фільтри, правила переваги) до кожного рівня представлення тексту. Проблему виділення різних рівнів представлення тексту в процесі перетворення мають розв'язувати разом математики й лінгвісти. Математики розв'язують такі завдання: 1) створюють формалізи для описування кожного рівня представлення тексту, або, інакше кажучи, для описування вхідних та вихідних даних кожного етапу; 2) визначають будову власне алгоритмів у системах перекладу й розробляють ефективні алгоритми для всіх етапів процесу перекладу, тобто для переходу від рівня до рівня; 3) розробляють спец. мови для опису цих алгоритмів.

В кінця осм. проблем реалізації систем М. п. на ЦОМ. Питання кодування інформації. Сюди відносять, по-перше, кодування інформації в словниках. Оскільки великі автомат. словники містять тисячі слів з докладною інформацією про них, то ці словники зберігаються здебільшого в повніших, повільно діючих запам'ятовувальних пристроях (напр., за магнітних стічків або барабанів). Тому доводиться дбати про такі методи кодування інформації, які були б зручними для роботи системи перекладу й водночас не потребували великих затрат машинного часу на звертання до цих повільно діючих запам'ятовувальних пристроїв. По-друге, на різних етапах роботи систем М. п. зручно мати різні форми записування й кодування перероблюваного матеріалу, при цьому тут важливо знайти такі способи кодування, щоб було зручно працювати на кожному етапі й щоб перехід від одного способу кодування до іншого не потребував великої роботи машини. Питання програмування. Реалізація систем М. п. вимагає розроблення специфічних методів програмування. Це пов'язано, по-перше, з тим, що алгоритми перекладу мають спеціальну й дуже складну структуру. Ці мови істотно відрізняються від обчисл. алгоритмів, на які орієнтовані звичайне програмування (у т. ч. створення мов програмування типу АЛГОЛ, ФОРТРАН тощо), і саме конструювання ЦОМ. По-друге, спільною властивістю систем М. п., що їх здійснювали досі на ЦОМ, є те, що всі мови відкриті, тобто, що системи М. п., навіть реалізовані на машині, ще доопрацьовують, виправляють і розширюють. Більше того, часто розроблення алгоритму здійснюється значною мірою в процесі експериментів, що їх проводять на машині. Це пояснюється тим, що перекладацькі системи дуже складні, кількість враховуваних у них факторів дуже

велика і створити «на папері» цілком готовий алгоритм, у якому все узгоджено й перевірено, дуже важко; перевірка алгоритмів та його окремі частини на великих масивах тексту можна тільки в процесі машинного експерименту. При цьому здебільшого виявляється, що саме в алгоритмі треба змінити чи доповнити. Тому треба зміти швидко й легко змінювати програми, що реалізують алгоритми М. п. Ці зазначені особливості зумовлюють необхідність розробляти для систем М. п. спеціальні мови різного призначення: для описування алгоритмів, для описування програм тощо.

Дослідження, спрямовані на побудову систем перекладу і на розробку різних лінгвістичних проблем у зв'язку з побудовою таких систем, викликали до життя зовсім нові підходи в лінгвістиці (див. *Лінгвістика прикладна*). Побудова систем М. п. дала можливість практично опробувати лінгвістичні теорії, бо це вимагало такого опису мовних фактів, яке дало змогу створити алгоритми. Імітацію опанування мовою хоча б у процесі перекладання в одній мові на іншу; ці алгоритми, імітація перенервється машинним експериментом. Перегляд і упорядкування систем лінгвістичних понять і теорій, що їх розпочато на базі М. п., та якогось високої логіко-матем. чіткості привели до створення нового наукового напрямку — побудови моделей мови (див. *Мовні моделі аналітичні, Мовні моделі математичні*).

Зв'язок досліджень у галузі М. п. із загальнокібернетичною і, зокрема, математико-кіберн. проблематикою виявляється такими факторами. Кібернетика вивчає процеси керування і будову керуючих систем в допоміжних методах точних наук. При цьому кібернетика вивчає і керуючі системи, що виникли в природі (напр., нервову систему) і керуючі системи, створені в процесі існування людства (напр., економіку), і штучно створені моделі керуючих систем. Проблематика кібернетики значною мірою формується навколо одного завдання — в'ясувати співвідношення між можливостями людського мислення і машиною в процесах переробки інформації. Річ у тому, що будь-який процес керування є процес перероблення інформації, записаної якоюсь мовою (природною чи штучною). Розв'язання значимого виду завдання передбачає передачу машинам можливості користуватися людською мовою, тобто переробляти тексти на природних мовах. Задача автомат. перекладу текстів з однієї природної мови на іншу є окремим випадком такого перероблення, та ще й у певному розумінні найпростішим випадком. Крім того, багато реальних керуючих систем, що їх вивчає кібернетика, мають справу з інформацією, записаною природними мовами, і під час перероблення цієї інформації постають ті самі проблеми аналізу та синтезу текстів, що й при перекладі. Така наявність аналогій і спорідненість інформаційних задач різної природи веде до того, що рух уперед у будь-якій галузі машинної переробки текстів полегшує формулювання

задач у М. п. і знаходження підходів до їх розв'язання, а просування вперед у галузі М. п. означає просування до розв'язання визначеного вище заг. завдання кібернетики. Цим визначають осн. цінність М. п. як наукового напрямку, абстрагуючись від того, що автоматизація перекладу буде корисна й практично, бо допоможе людству виборотися з надмірно зростаючим потоком інформації згадувати в різних галузях госп. і культурної діяльності людей.

Зв'язок матем. проблематики М. п. з іншими галузями кібернетики зумовлений тим, що в М. п. (нехай часто і не в точній постановці) постають такі ж проблеми, які в тому чи іншому вигляді виникають при будь-якій спробі побудувати алгоритм імітацію складної природної системи перероблення інформації, а в точній постановці визначаються в дискретному аналізі на модельних об'єктах (напр., функціях алгебри логіки). Сюди належать такі проблеми, як встановлення нерозв'язності деяких задач без переборування; проблема локалізації перебігання, в'ясування співвідношень між перебіганням й одноваріантними етапами в процесі перероблення інформації; в'ясування співвідношення трудомісткості й ефективності універсальних алгоритмів та обмеження алгоритмів різного ступеня потужності, які використовують певну частину інформаційних зв'язків між об'єктами досліджуваної та модельованої керуючої системи; встановлення апріорних критеріїв для в'ясування того, якого ступеня потужності алгоритм слід застосовувати в тому чи іншому конкретному випадку; в'ясування структура всієї сукупності задач щодо найбільш трудомісткої тощо. Багато в цих задач для модельних об'єктів мають точний розв'язок. Хоча безпосередньо перенести результати розв'язання цих задач у сферу М. п. неможливо, проте ідеї, на яких ґрунтуються розв'язання, можна успішно застосовувати і в М. п.

Літ., Шейнман В. М. (та ін.). Система автоматического перевода, разработанная в группе математической лингвистики ВЦ ЛГУ. «Научно-техническая информация», 1966, № 1. Машинный перевод Пер с англ. М., 1967 (библиогр. с. 305—316); Oettinger A. G. Automatic language translation Cambridge, 1960 (библиогр. с. 367—375); Machine translation, Amsterdam, 1967. Мельчук И. А., Ракин Р. Д. Автоматический перевод 1949—1963. Краткое библиографическое справочник М., 1967. О. С. Нумалин.

МЕДИЧНА ЕЛЕКТРОНІКА — науковий напрям в електроніці, який розробляє електронні прилади й техніку застосування їх для медико-біологічних досліджень і лікування людини. Мед. електронні прилади і пристрої застосовують: для збирання й реєстрації, індикації й аналізу мед. інформації, для лікувального діяння на людину, керування деякими функціями людського організму, заміняючи функції окремих органів і систем людини та для електронного моделювання процесів діяльності деяких систем і органів людини.

Для збирання медичної інформації використовують давачі, за допомогою яких можна приймати й перетворювати інформацію про функції органів і систем людини або навколишнього середовища. За характером

сприйманої інформації давачі поділяють так. фотоелектричні приймачі випромінювання (фотоелементи, фотопомножувачі, фотодиоди й напівпровідникові приймачі), застосовувані в оксигенометрах і оксигенографах, електрорентгенокінетографах, фотоелектрокалориметрах тощо; давачі, які визначають температурні коливання в організмі або зовн. середовищі (ртутно-скляні термометри, термометри й термістори), застосовувані в термостатах і електротермометрах, щоб визначати швидкість течії крові тощо; давачі, які визначають вологість повітря, одягу тощо (гігрометри, а яких застосовують теріопари, герметизовані термістори й електролітичні пірометри); давачі, які визначають іонізуюче випромінювання (іонізаційні камери, лічильники Гейгера — Мюллера, пропорційні лічильники й сцинтиляційні лічильники); давачі перетворення мех. величин на електричні (їх поділяють на динамічні — п'єзоелектричні, електродинамічні, електромагнітні та магнітоелектричні й статичні — резистивні, рідинні потенціометри, тензометричні, індуктивні й фотоелектричні давачі та механотрони). В динамічних давачах вихідний сигнал створюється тільки при деформції або русі давача. Вони не потребують додаткової енергії, тоді як статичні не можуть без неї працювати й механічно керують потужністю цього джерела енергії. В їхніх схемах керування здійснюється через опори, ємності та індуктивності. І динамічні, і статичні давачі набули широкого застосування в кардіології (балістокардіографічні приставки, сфінгодавачі, кінето- й сейсмодавачі тощо). Мех. давачі в круговому обертанні (тахометри) перетворюють дані про величину повороту вала на електр. сигнали, давачі реєстрації й вимірювання потенціалів (капілярні мікроелектроди з рідинними й металевими провідниками), неполяризовані електроди (срібло, платина, цинк) і прості металеві електроди для вживання в тканини широко застосовують в електро- й векторкардіографії та електрофізіології; є й давачі для вимірювання напруги м'язів, водню, СО₂ тощо в тканинах (з відкритим і схованим кильцем, металеві й скляні, радіополуці тощо). Усі давачі повинні гарантувати потрібну точність вимірювання й бути по можливості невеликих розмірів, відносно простими й надійними в користуванні. Крім давачів, для збирання інформації необхідні ще електронні підсилювачі й пристрої для реєстрації. Електронні підсилювачі застосовують здебільшого, коли збирають фізіол. інформацію, бо часто давач не має на виході достатньої напруги, для того щоб реєструючий пристрій міг записати цю інформацію.

Підсилювачі біопотенціалів бувають низької частоти — від 0—0,5 до 200—250—500 гц. У приладах для збирання й реєстрації фізіол. інформації може бути один або кілька каналів реєстрації відповідно до числа давачів. Коли послідовно опитувати давачі через певні проміжки часу, канал реєстрації може залишатися одним і тим самим. Кількість

підсилювачів при цьому відповідає кількості каналів реєстрації. Знята давачем інформація після попереднього підсилення реєструється за допомогою електроннопроменевих гальванометрів, електромагнітних самописців з чорнильним записом або нагріванням пера на фото- або паперову стрічку. При тривалій реєстрації інформації, наприклад, при записуванні кардіотопограма, використовують кінострічку. Останнім часом інформацію у вигляді цифрових або аналогових характеристик додали частіше записують на магн. стрічку, аналізуючи її потім за допомогою різних методів.

До реєструючих приладів відносять електроннопроменеві трубки з різною тривалістю післясвітіння. За цим принципом у Київському політехнічному ін-ті створено запам'ятовувальний векторкардіоскоп. За допомогою приладів такого роду можна вести спостереження за функціями серця й мозку в процесі операції, фіз. навантаження тощо, бо на бажання дослідника в різних ділянках кінескопа можуть зберігатися раніше записані криві.

Реєстрація інформації за допомогою голографії є, мабуть, одним з найперспективніших методів збирання й реєстрації об'ємної інформації мед. характеру, наприклад, записування людини в різних дозах у процесі руху до й після захворювання тощо. Для збирання, передавання й реєстрації інформації застосовують метод біотелеметрії. Для цього розроблено спец. телеелектрокардіограф, телефонокардіограф і ін. пристрої. Індикаторами інформації можуть бути прилади, які відхиленням стрілки (стрілкою приладу) або у вигляді послідовності цифр на світловому табло (цифрові прилади) показують зміни, які відбуваються в організмі. При індикації виявляються одна або дві осі, характеристика досліджуваного процесу. Наприклад, хірург, який робить операцію на серці, цікавиться кількістю серцевих скорочень за одну хвилину й ступінь гіпоксії міокарда. Для цього до електрокардіографа треба підключити лічильно-розв'язувальний пристрій, який після перетворення сигналу підраховує число вудів N електрокардіограми за хвилину й виводить його на стрілковий індикатор або на світлове табло. Після перетворення інформації обчислює блок виконавче відхилення від заданих меж інтервалу $S - T$ й показує це в числах на світловому табло. Те саме можна зробити, перетворюючи інформацію за допомогою індикаторного пристрою, при реєстрації кривої тиску плечової артерії або кривої мозкового тиску.

Останніми роками в М. є. велику увагу приділяють створенню аналізаторів, у які мед. інформацію вводять з магн. стрічок спец. або побутових магнітофонів, аналізують і зберігають в результаті гістограми й криві авто й кроскореляційної ф-ції, за якими лікар може судити про стан організму хворого та його окремих органів і систем. Такі пристрої можуть діяти автономно або в комплексі з ЕЦОМ, у зоні. ЗП якої запам'ятовуються результати аналізу діагностики станів (наприклад,

визначення за енцефалограмою рівня будь-якої появи помиткових реакцій, оцінки розумової активності тощо). Створено прилад для визначення взаємної дисперсії даних різних енцефалографічних відведень, який відраховує зменшення взаємних дисперсій на фоні наростаючої гіпоксії під час наркозу, а це дуже важливо знати анестезіологові. Створено цифровий вимірник швидкості пульсової хвилі — у вигляді невеликої приставки до багатонального електрокардіографа, на якому записуються криві пульсу й електрокардіограма. Прилад дає змогу визначати час поширення пульсової хвилі з точністю до $\pm 0,001$ сек.

Крім простих приладів, створюють і складні інформаційно-вимірні системи з кількома програмами обробки інформації. Так, у США розроблено спеціалізовані мед. машини «Mediac», «ATAC-501-10», «ATAC-501-20» та ін. Створено інформаційну систему за векторним аналізом електр. поля серця СВЕК (стереовекторелектрокардіограф), яка дає змогу визначити азимут, кут піднімання й модуль моментного вектора, куту й лінійну швидкість формування просторових петель QRS й P . Розроблено векторкардіоскоп із записуванням інформації на магн. стрічку й передаванням її телефонними каналами безпосередньо в ЕОМ, яка не тільки обчислює параметри, а й ставить діагноз осн. захворювань серця.

Намітився напрям, який розробляє мед. діагностичні пристрої, такі як діагностичні релезна машина, створена в Ін-ті математики АН УРСР, спеціалізований діагностичний пристрій для визначення ступеня недостатності кровообігу, розроблений в Ін-ті хірургії ім. О. В. Вишньовського, та ін. Розробляють комплекс для вимірювання й діагностики стану людини, яку вимірює в центр реанімації. Всі прилади такого комплексу аістковуються з середним або малим ЕОМ. Треба, щоб кожного хворого, який надійшов до центру реанімації, досліджували в комплексі, до системи однієї якого входять показники електрокардіограми, температури тіла центрального й периферійного пульсу, дихання та кров'яного тиску. Такого роду приліжковий блок мед. приладів дасть лікарю або медсестрі змогу постійно стежити за характером змін організму й систем реанімованого хворого. При зміні стану хворого до нього за допомогою аварійної сигналізації викликається лікар. Такі пристрої вже функціонують в СРСР, США, Франції, ФРН і Швеції.

Створюють електронні аналізатори для клініко-діагностичних і біохімічних лабораторій, які дають змогу за одну годину виконати до 100—200 аналізів з відрукуванням результатів аналізу у вигляді бланка висновку й передавання змісту по телемату в клініку, з яких надійшов для аналізу матеріал. Розроблено інформаційно-вимірну систему, яка поєднує у собі електронний мікроскоп і ЕОМ. Ці системи дають змогу визначати форменні елементи крові, аналізувати гістоло-

гічні аргументи тощо. Роблять спробу аналізувати на ЕОМ гемодинаміку — за допомогою ангіокардіограми й електро- й фонокардіограми на основі спец. матем. моделей і зон. пристроїв, які створюють об'ємне зображення серця й судин. Створено складні рентгенодіагностичні пристрої з біод. керуванням від зубців електрокардіограми з можливістю збирати інформацію в різні фази систоли й діастолу серця.

Створюють і впроваджують у клінічну практику експрес-аналізатори, які дають змогу аналізувати за кількома показниками великі потоки людей. Щодо цього дуже перспективними є розробки автоматизованих флюорографічних, термографічних, радіографічних і кардіометричних аналізаторів, суміщених з лічильно-розв'язувальними й діагностичними пристроями. Такі аналізатори потрібні для створення систем диспансеризації у великих виробничих колективах. Апаратура для лікувального діяння на людину охоплює, в основному, два класи приладів: прилади, які діють за допомогою електр. струму через контактні закладені електроди, і прилади, які діють за допомогою електр. магн. і електромагн. полів без контактної накладання електродів.

Щодо застосування цієї апаратури складним залишається вибір відповідних доз і часу дії лікувального чинника. Вони, незважаючи на появу спец. розроблених дозиметрів, частіше за все закладаються емпіричними, ґрунтуючись на досвіді лікаря. Розроблено дозатор потісної й імпульсної дії для регуляції стану серцево-судинної системи тварин. Проводять роботи щодо створення дозаторів для регулювання вуглецевого обміну у хворого на цукровий діабет, для розрахунку доз радіоактивного йоду при лікуванні хворого на тиреотоксикоз та для визначення доз радіорентгенологічної терапії при лікуванні злоякісних пухлин. Необхідно, щоб створені дозатори такого роду враховували дію проведеного раніше лікування й контролювали дозу застосовуваної терапії залежно від зміни показника ефективності призначеного лікування. Т. ч., у М. е. проникають ідеї теорії автомат. регулювання.

Деякі пристрої, основані на використанні біоелектричного керування. Їх можна поділити на два класи: 1) пристрої, які діють на організм за допомогою біол. процесів, записаних від здорового донора на магн. стрічку чи інший якийсь інформації, напр. пристрої «Міотон-1» і «Міотон-2»; подібну дію виявляють і електростимулятори м'язової активності, кардіостимулятори тощо; 2) пристрої, в яких для керування застосовують біол. процеси, які протікають у самій людині (це, напр., водії серцевого ритму, які підключають сигнал від передсердя хворого й подають його на міокард шлуночків тієї самої людини при повній атріовентрикулярній блокаді серця). Система біокерування штучним диханням, розроблена у Всесоюзному ін-ті приладобудування, обробляє інформацію про вміст CO_2 у видиху-

ваному повітрі, а також про біострум дихальних м'язів. На основі цього визначаються характеристики дихального циклу. Пристрій має імпульсний виконавчий механізм і асинхронний м'язок, який реалізується за швидкістю потоку повітря, автоматично змінюючи частоту й дихальний об'єм повітря. Створено прилади, які автоматично регулюють кров'яний тиск людини під час операції. В прилади й пристрої, які керують функціями людини без біол. керування, напр., «Електросон» і «Електронаркоз», розроблені в Ін-ті кібернетики АН УРСР, а також дефібрилятори тощо. Розробляють пристрої й прилади для заміни деяких органів і систем людини.

М. е. розробляє і створює спец. пристрої, які дають змогу моделювати діяльність окремих органів і систем, електричну активність серця, динамічні відношення між серцем і тилом тощо.

М. е. перебуває на стику з кібернетичною біологією, кібернетичною медициною й біомедичною.

Літ.: Амосов Н. М., Шкабара Е. А. Опыт системной диагностики при помощи диагностических машин «Экспериментальная хирургия и анестезиология», 1961 № 4, Липовица Н. М. Электронизация аппаратуры М., 1964, Сидоренко Г. И. Кибернетика в терапии М., 1970 (Бібліогр. с. 191-210) Азуткин В. М. (та ін.) Кибернетический ком. лекс. для центра реанимации В. ин. Автоматизация (Специализация) Диагностики, ч. 2. М., 1971. Дольаковский П. Электронные приборы в биологии и медицине Пер. с англ. М., 1967.

А. О. Попов.

МЕДИЧНА ІНФОРМАЦІЙНА СИСТЕМА — комплекс математичних і технічних засобів, який забезпечує збирання, зберігання, переробку й видавання медичної інформації в процесі розв'язування завдань клінічної медицини чи охорони здоров'я. М. і. с. створюють для того, щоб полегшити й упорядкувати роботу з потоками медичної інформації. Залежно від характеру розв'язуваних завдань розрізняють інформаційно-пошукові (довідкові) і з ф-цією переробки інформації — діагностичні, прогностичні, слідкуючі й інформаційно-аналітичні та керуючі системи. За характером інформації ці системи призначено для клінічної медицини, профілактичної медицини, аптечної справи, гігієни праці, лаун. експерименту, навчання, пошуку мед. бібліографії та для управління мед. установами різного профілю.

Залежно від ступеня механізації збирання й переробки інформації М. і. с. ділять на автоматизовані й автоматичні. Перші передбачають обов'язкову участь в інформаційному процесі людини, а другі — виключають її. Як носії *малого* інформації для переробки цієї інформації в М. і. с. використовують перфокарти для ручної обробки, перфокарти для роботи на сортувальних машинах і різні переносні, пристосовані для обробки на ЦОМ. М. і. с., які забезпечують процеси профілактики й лікування, можуть бути двох видів: інформаційно-пошукові системи (ІПС) і керуючі системи.

Функцією ІПС є збирання, нагромадження й видавання за запитом інформації про

хворого, про хід лікування або профілактичні заходи. Інформація переробляється за певними правилами (алгоритмами). В результаті аналізу інформації видаються висновки, діагнози, прогнози й різні рекомендації, щоб їх використав лікар або керуюча система.

Керуючі системи виробляють за допомогою *автоматного зв'язку* керуючі дії на об'єкти керування. Лікувальний процес забезпечує керуюча система, в якій обов'язково бере участь лікар. Проте в експериментах на тваринах уже відпрацьовують мед. керуючі системи, які функціонують без участі лікаря. Системи, які збирають і переробляють інформацію для управління мед. установками — лікарнями, поліклініками, об'єднаними лікарнями, навчально-лікувальними комплексами тощо, ділять на ІПС довідкового типу (обліки надріл, алергія справа, ІПС господарських служб), ІПС із функцією переробки інформації (статистичний облік і звітність, планування діяльності мед. установ та їх навігування) й автоматизовані системи управління мед. установою або групою установ.

Автоматизована система управління мед. установами включає в себе ІПС обох типів. Вона працює в тісному контакті з внутрішньо-лікарняними інформаційними системами, які забезпечують профілактичний і лікувальний процеси, черпаючи з них необхідну інформацію. Завдяки цьому управління стає оперативнішим. Управління системою охорони здоров'я країни повинна забезпечити мережу інформаційно-обчисл. центрів. Нижчими центрами в ній є автоматизовані системи управління мед. установами, вищими — республіканські регіональні й загальносоюзні інформаційно-обчисл. центри. Інформація від установ може надходити по *мембелу зв'язку* безпосередньо в найвищий інформаційний центр, минуючи республіканські. Це робить управління гнучким і оперативним (і див. т. 1, мж с. 440—441).

Щоб створити М. і с. для лікування, можна виходити з таких принципів: 1) Розробляючи систему, треба виразно сформулювати кінцеву мету створюваної системи й усто послідовність завдань, яка дає змогу досягти її. 2) Для створення М. і с. треба встановити уніфіковані носії інформації — *стандартизовані історії хвороби (СІХи)*, епікризи та їх. Треба, щоб мед. запитальники розробляли тільки висококваліфіковані спеціалісти, які працюють у цій галузі медицини. 3) Обсяг відомостей, які можна включати в СІХи, перебуває в прямій залежності від обсягу інформації, яка міститься в інформаційному масиві системи. 4) Треба, щоб інформація, яку вводять у М. і с., була об'єктивною (щоб якомога менше залежала від кваліфікації й настрою операторів системи). 5) Чим більший інформаційний масив і обсяг інформації в моделі, тим більше часу йде на обробку інформації. М. і с. для лікування зазвичай розробляють спеціалісти — медики й системотехніки.

М. і с. належать до класу кібернетичних систем *людина — машина*, в яких розподіл функцій між обслуговуючим персоналом (лікарі, інженери, техніки та ін.) і пристроями (обчисл. машина, спец. мед. апаратура та ін.) залежить від ступеня механізації й автоматизації прийняття, зберігання, переробки й задавання мед. інформації.

Мед. спеціалісти розробляють для М. і с. номенклатури методів лікування, клінічних діагнозів, методів досліджень та ознак, які характеризують функцію органів, і стандартизовані історії хвороби (СІХи); створюють моделі патофізіологічних станів різних органів і регулюючих систем організму. Треба, щоб номенклатура й СІХи були не просто повторенням уже наявних документів, а щоб правили за основу для розв'язування завдань. До таких завдань відносять ранню діагностичку тяжких захворювань; прогнозування перебігу хвороби залежно від лікування, адекватності роботи й спадкових чинників; вибір оптимального шляху обстеження й оптим. методу лікування хворого. СІХи й номенклатура — єдині й для лікаря, і для ЦОМ. Як звичайно, лікар опитує хворого, заповнює СІХ, дає додаткову інформацію, необхідну машині для уточнення діагнозу, для прогнозу або для вибору лікування при повторних обстеженнях хворого; аналізує одержану від машини інформацію про хворого, змінює або доповнює її; заповнює перші карти для збирання інформації. В М. і с. лікар відіграє провідну роль, рішення про лікування приймає тільки він або консиліум лікарів.

Математик-обчислювач спільно з лікарем розробляє мед. інформаційно-логічну мову, створює програми з оптимального розподілу інформаційних масивів у пам'яті ЦОМ і розробляє *програми для математики*, обробки первинної мед. інформації. Він алгоритмізує способи визначення оптимального шляху збирання інформації про хворого, мед. діагностичний процес і лікування; розробляє способи підвищення надійності інформаційної системи; складає програми аналізу звітності про роботу системи, програми розрахунку та обліку її фінансового й матеріального забезпечення. Інженерно-тех. персонал забезпечує цітку, безпечну роботу тех. частин системи.

Процес розв'язування деяких завдань у М. і с. ділять на такі етапи

Прийняття інформації. Однією з умов ефективного функціонування М. і с. є можливість оперативно нагромаджувати й видавати мед. інформацію у зручному для лікаря або керівника вигляді. Оскільки існуючі ЦОМ не пристосовано для розв'язування завдань, записання мед. мовою, виникає проблема створення мед. інформаційно-логіч. мови. Для перекладу з природної мови на мову конкретної ЦОМ використовують кілька *мєд-посередників*, рівень яких визначається ступенем формалізації. Уже розроблено кілька *алгоритмічних мов* для розв'язування інформаційно-логіч. завдань. Іншим напрямом у здійсненні ефективнішого зв'язу-

ку між лікарем і ЦОМ є розробка схем для всіх лікувальних установ зовнішньої М. І. С. СІХів або запитальників для записування результатів обстеження хворих.

Зберігання інформації. Мед. інформацію зберігають в інформаційному масиві на зовн. накопичувачах — магн. стрічках, барабанах і дисках. Новий інформацій, що надійшла, призначається П ідентифікатор, який складається, наприклад, для СІХ із її номера й року заповнення. Структура інформаційного масиву визначається формою машинного представлення первинних мед. даних, яка для різних клінік і установ є різною.

Переробка інформації. Перевірку мед. інформації, що надійшла в пам'ять ЦОМ, спочатку звільняють від службових символів і усувають з неї деякі види помилок. Наступною операцією є адресне упорядкування її для розмежування порядків величин (напр., символів і їхніх значень). Наступна обробка інформації, залежно від типу розглядуваних явищ, проводиться за кількома етапами. На 1-му етапі (навчання) мед. інформацію піддають статистичній обробці для одержання моделі математичної (статистичної моделі) досліджуваних процесів і явищ. На 2-му етапі (екзамен) за наявних первинних мед. даними, що надійшли, розглядають осн. завдання М. І. С.: встановлюють діагноз (див. *Автоматизація медичної діагностики*), визначають оптимальний маршрут обстеження хворого з автомат. оновленням відповідних спец. мед. служб цієї М. І. С. Крім того, прогнозують перебіг захворювання залежно від лікування; вибирають методи лікування й лікарські засоби, визначають ступінь ризику застосування конкретного виду лікування чи операції, дають усього роду довідки про хворого; проводять консультації лікарів і ЦОМ і т. д. (див. *Керування лікувальним процесом*).

Виведення інформації. При виведенні інформації з ЦОМ виникають завдання, і аналогічні завданням введення, і специфічні для цього етапу. Чи буде своєчасно й ефективно використано перероблену інформацію — це залежить від можливостей пристроїв виведення ЦОМ. Ці пристрої служать або для швидкісного й вагочного друкування відповідних результатів, або для стигування з іншими системами по каналах зв'язку. Тепер розробляють пристрої, в яких вихідні сигнали представлені людською мовою (синтезують людську мову з звукових сигналів). Над створенням різних М. І. С. працюють у багатьох країнах. У США функціонує створена тут бібліографічна система мед. літератури. У Франції, Швеції й Данії розроблено системи збирання інформації для керування деякими відділеннями приватних клінік. Розробляють і створюють «банк мед. даних» у США й Англії. В СРСР створюють автоматизовані системи збирання й переробки інформації для лікування й для установ охорони здоров'я. В 1970 в Москві створено Головний обчислювальний центр Мін-ва охорони здоро-

в'я СРСР, у який інформація стікається з мережі медичних регіональних і респ. центрів збирання й переробки інформації. Ці центри передбачають збирання інформації безпосередньо від автоматизованих систем управління лікарнями й лікарняними об'єднаннями. Прообразом таких систем створено в Ін-ті кібернетики АН УРСР. В Ін-ті хірургії ім. О. В. Вишневського в Москві та в Ін-ті туберкульозу й грудної хірургії МОЗ УРСР у Києві функціонують діагностичні системи з набутих і природжених пороків серця. В Мінську, Ленінграді й Новосибірську створено діагностичні системи в психоневрології; діагностику злоякісних пухлик за допомогою ЦОМ задокументовано в Ін-ті проблем онкології АН УРСР. Створюється система управління курортами України.

Літ. Вишневський А. А., Артоболов-ський В. І., Выховский М. Л. Принципы построения диагностических машин. «Вестник АМН СССР», 1964, № 2. Пария В. В., Ваасонин Р. М. Введение в медицинскую кибернетику. М. Прага, 1964. Медицинская информационная система К. 1971 [Б. Ойгер с. 143, 214]. Стари Л. (та ін.). Состояние исследований в биомедицинской технике. «Зарубежная радиоаппаратура», 1969, № 5-6. С. Я. Заславский.

В. Г. Мельников, А. О. Попов, В. М. Личко.
МЕМІСТОР — електрохімічний керований опір з пам'яттю. Являє собою (мал.) мікро-торну електролітичну комірку з двома електродами — керуючим 6 і електродом зчитування 3 — тонкою провідною плівкою з інертного матеріалу на діелектричному підкладі 4. На обох кінцях електрода зчитування є виводи 1 для вимірювання опору, кратність зміни якого коливається від 20 до 100 для різних типів елементів. Корпус 2 комірки заповнений електролітом 5 з іонами металу керуючого електрода.

Під час проходження струму через М., коли керуючий електрод є анодом, а електрод зчитування — катодом, на електроді зчитування осаджується тонка плівка металу, яка змінює його опір. Опір електрода зчитування залежить від кількості електрики, що пройшла через нього; він зменшується, коли анодом є керуючий електрод, і зростає, коли анодом стає електрод зчитування й осаджений на ньому метал перекоксується на керуючий електрод.

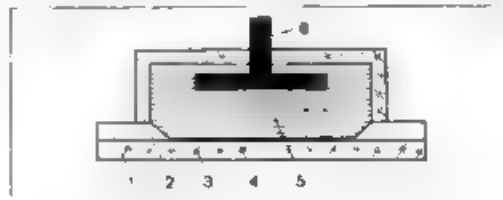


Схема будови мемістора.

Зчитування величини опору, що змінюється, проводять здебільшого за допомогою моста змінного струму. При виникненню керуючого електрода опір металевий плівки зберігається з точністю до 1% на тиждень. Струм у керуючому електроді становить звичайно кілька міліамперів, найменший час повної

зміни опору циліндр коливається у М. різних типів від 10 до 60 сек. Споживана потужність за керуванням входом М. 6х. 1 мвт. М. здатні витримувати досить велике (порядку кількох тисяч) число циклів повної зміни опору без порушення осн. характеристик.

М. застосовують у вимірвальній техніці як реле часу, модулятора струмів високої частоти, лічильників імпульсів, інтегратори тощо. Оскільки М. легко керувати і він має властивість довготривалого запам'ятовування, особливо перспективним є застосування його в самонастроюваних автомат. системах. Літ. пор. Яков В. С. та ін. Застосування електронних преобразователів інформації. М. 1966 (Бібліогр. с. 102—103). Крафтс (Crafts H. 4). Елементи самообучаючих систем і методи їх використання. «Електроніка» («Electronica»), 1962, № 12.

О. О. Смирнов.

«МЭСМ», мала електронна обчислювальна машина — перша в СРСР і на континенті Європи електронна цифрова обчислювальна машина (ЕЦОМ). Розроблено й створено її в 1950 під керівництвом С. О. Лебедева в Ін-ті електротехніки АН УРСР. Конструктивно її було виготовлено як макет (мал.). Робота щодо створення машини за своїм характером була науково-дослідною й мала на меті експериментальну перевірку заг. принципів побудови універсальних ЦОМ. Маючи малу швидкодію та зміність ОЗП, «МЭСМ» проте була алгоритмічно досить розвинутою і, крім того, мала в своїй структурі деякі особливості, які не атримали інтересу й досі. Так, безпосередньо зв'язаний з арифм. пристроєм ОЗП було побудовано як таких самих триггерів, як і пристрій керування та арифм. пристрій, він міг безпосередньо зв'язуватися з повільно діючим ЗП

«БЭСМ». Незважаючи на невисокі тех. характеристики машини, вибрані з урахуванням її призначення, тех. бази того часу й умов розробки (швидкодія — 3000 операцій за 1 сек, розрядність чисел — 17), проводилась ефективна експлуатація машини, в процесі якої було розв'язано багато науково-тех. і нар.-госп. завдань. Розв'язання ряду завдань відіграло важливу роль для багатьох галузей науки й техніки на початку 50 рр. Створення та експлуатація «МЭСМ» стали й вирішальним стимулом для розвитку програмування й розроблення широкого кола питань обчислювальної математики.

П. В. Погоділо, З. Я. Рабинович.
МЕТАЛОГІКА — наука, яка вивчає будову логічних теорій. М. виключає дослідження в різних численнях і строго відділення виведення, що їх роблять при доведенні різних положень, що стосуються числення, від формальних виведень самого числення, поданих у вигляді операцій над виключуваннями і розглядуваних тільки як висловлювання.

МЕТАМАТЕМАТИКА — те саме, що й доведення теорії.

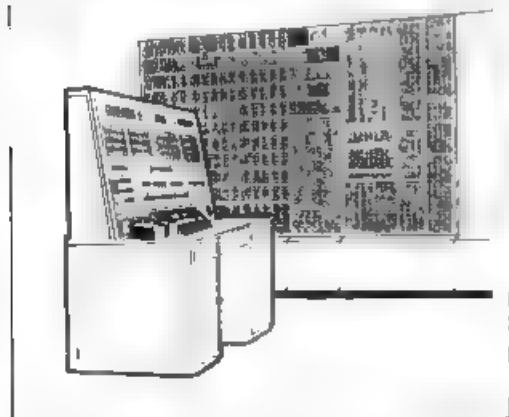
МЕТАМОВА — мова, застосовувана для досліджування й описування певного класу мов. Широке застосування М. для строгого (формального) описування синтаксису мов програмування дало змогу розробити алгоритми синтаксичного контролю й аналізу програм, що істотно спростило налагоджування програм (див. *Налаштування програм*), а також створило передумови для реалізації параметричного керування (зокрема, синтаксичного керування) трансляторів, орієнтованих на класи входних — вихідних мов. Прикладами М. є граматики Хомського та їхній окремий випадок — *Венус нормальна форма*. Див. також *Метатеорія*.

А. Б. Кулиничук.

МЕТАСИМВОЛИ — символи, які не належать до числа символів предметної мови, а вводять їх у логіку, щоб описувати властивості цієї мови, формулювати правила виведення тощо.

МЕТАТЕОРІЯ — логічна теорія, що вивчає властивості якоїсь іншої теорії, яку наз. предметною (напр., металогіка — це логіка, яка вивчає властивості відповідної предметної логічної мови). Як предметна теорія може виступати будь-яка теорія, яку піддають докладнішому логіч. аналізу. Предметна теорія і М. становить єдине ціле, яке вивчають логіч. засобами. Поняття М. виникло у зв'язку з розвитком логічного формалізму (див. *Формалізм у математиці*), закладеному традиції німецького математика Д. Гільберта (1862—1943).

У логіч. математичній теорії М. не обов'язково пов'язують з фіксованою предметною теорією: кілька різних предметних теорій можуть мати спільну М. З іншого боку, теорія формальних доведень (див. *Доведення теорії*) розглядає предметні теорії і М. в їхньому загальному вигляді. Процес перетворення наукової теорії на дві — предметну і М. — є



Цифрова обчислювальна машина «МЭСМ».

на магнітному барабані. Машина мала змінний довготривалий ЗП для зберігання числових констант і незмінних команд. Досвід, нагромаджений у процесі розробки машини, було використано при створенні «БЭСМ», а саму «МЭСМ» розглядали як діючий макет, на якому розробляли принципи побудови

найбільш явним способом формалізації цієї теорії. Оскільки в усіх наук найбільш формалізованими є математика і деякі розділи логіки, то тільки ці науки (у їхньому формалізованому вигляді) й розглядають як предмети теорії, при цьому часто їхню загальну М. наз. метаматематикою, а її логічну частину — металогікою.

М. вивчає найважливіші властивості предметної теорії й насамперед її несуперечливість та повноту (див. *Гедгелл теорема про неповноту та Несуперечливість системи аксіом*). За характером прийнятої логіки М. може відрізнятися від предметної теорії, її мова (і часто наз. *метамовою*) також не ґрунтується з мовою предметної теорії. Найчастіше метамова — це певна частина використовуваної в М. природної мови, але іноді й її формалізують. Вирощені в метамову символи, призначені для позначення предметної теорії, називають при цьому метасимволами.

МЕТАТРАНСЛЯТОР — транслятор, орієнтований на клас вхідних мов. Первісною інформацією для М. є програма якоїсь первісною мовою й опис синтаксису й семантики цієї мови певною метамовою. Вихідний масив М. являє собою програму на машинній або якійсь мові проміжній. Див. також *Мови машинні*. Див. Фельдман Дж., Грис Д. Системи програмування трансляторів. Пер. з англ. «Алгоритми й алгоритмічні пам'ятки», 1971, в. 5.

МЕТОД ЗАМІНИ ЯДРА ВИРОДЖЕННЯ — один з наближених методів розв'язування інтегральних лінійних рівнянь. Див. *Інтегральних лінійних рівнянь способи розв'язування*.

МЕТРИЧНІ ВЛАСТИВОСТІ ДИЗ'ЮНКТИВНИХ НОРМАЛЬНИХ ФОРМ — властивості кількісних проявів диз'юнктивних нормальних форм (ДНФ), тобто властивості різноманітних параметрів, які пов'язують ДНФ і процедури над ними з числами і відображають вимірювання цих об'єктів. Інтерес до М. в. д. н. ф. викликаний тим, що членам ДНФ відповідають елементи схем і потрібно оцінювати витрати обладнання в схемах. Вивчення М. в. д. н. ф., пов'язане з побудовою для даної булевої функції й найкоротшої ДНФ, використовують в *автоматів теорії*, теорії *тестів*, *побудовки теорії*, *комбінаторному аналізі та програмуванні динамічному*. Вивчення М. в. д. н. ф. виникло під впливом праць амер. математика К. Шеннона (в. 1916) з синтезу перемикальних схем і праць рад. математика С. В. Яблонського (в. 1924) з алгоритмічних складностей синтезу схем.

Специфіка ДНФ як т. з. формул глибини 2 зумовила три плани, в яких розглядають М. в. д. н. ф. По-перше, при схемних реалізаціях ДНФ число ступенів у схемах дорівнює двом, що важливо для надійності й швидкодії схем. З чим пов'язана роль ДНФ у структурній теорії автоматів і широке застосування їх при синтезі матем. машин. У цьому плані цікаві дошки різних видів ДНФ.

По-друге, мінімізація складності ДНФ будується на основі т. з. спрощень і має ряд загальних рис із пошуком оптим. розв'яз-

ків, напр., у деяких задачах динамічного програмування. Випадок ДНФ відрізняється простотою початкових умов, ясністю картини, зручністю сумісного розгляду оптим. об'єктів і алгоритмів оптимізації. Кожне із спрощень локальне (стосується лише одного будь-якого члена ДНФ) і вся різноманітність їх зводиться до двох типів — викреслювань букв у членах ДНФ і викреслювань самих членів. Переходячи за допомогою спрощень від однієї ДНФ для даної ф-ції f до другої ДНФ для f , приходять до тупикової ДНФ для f , яка віліграє роль *екстремуму локального*. Часто одні спрощення виключають інші, й залежно від вибору їх приходять до різних *диз'юнктивних нормальних форм тупикових*. Для ДНФ характерна яскраво виражена поліекстремальність, коли *екстремум* *глобальний* заходять серед великої кількості локальних екстремумів. Характерна й наявність у будь-якої ф-ції f ДНФ, яку наз. *с к о р о ч е н о ю*. В ній відображається вся картина мінімізації і екстремуми, і певною мірою, алгоритми мінімізації, так що М. в. д. н. ф. відображають вимірювання і одержаного розв'язку і алгоритми одержання його. Хоча при цьому роблять різні припущення щодо алгоритмів, одержані результати нетривіальні й корисні. Окрім дошки ДНФ, цікаві абсолютні й відносні кількості видів різних ДНФ, відносні дошки ДНФ, протяжність, суміщення на одній ф-ції різних властивостей, зв'язність та ін.

Геом. трактування ДНФ надає їм наочності, робить зрозумілою їхню комбінаторну природу, полегшує постановку й пошуки розв'язків задач. У цьому разі ДНФ виявляються як комплекс, складений з граней n -вимірного одиничного куба E^n , і через перехід до абстрактних комплексів вони пов'язані з іншими комбінаторними задачами. Напр., вивчення типових ситуацій для ДНФ впливає на дослідження т. з. статистичних, або частотних, властивостей *поведінки автоматів*, при якому мають справу з одинимірними комплексами у вигляді діаграм переходів. Цікавими є деякі загальні риси числових оцінок ДНФ та принципи одержування цих оцінок.

До розв'язування задачі мінімізації ДНФ може бути кілька підходів, які потребують скінченної кількості кроків. При цьому якийсь ряд серйозних перешкод. Принципове значення сукупності М. в. д. н. ф. полягає в тому, що вона за тих чи інших обмежень характеризує перебори; встановлює значення — в тому, що знання перешкод у загальному дає орієнтир для використання можливостей у конкретних ситуаціях.

Розгляд М. в. д. н. ф. і відповідних числових параметрів приурочено до множини P_n усіх булевих ф-цій від n змінних. Якщо $\chi(f)$ — такого роду параметр, то через $\chi(n)$ позначають його макс. значення, тобто $\chi(n) = \max_{f \in P_n} \chi(f)$.

Типові ситуації виділяють у вигляді властивостей, що для майже всіх ϕ -цій $\alpha(n) < \chi(n) < b(n)$, під цим розуміють, що частина тих ϕ -цій із P_n , які задовольняють означені оцінки, приймає до 1 при $n \rightarrow \infty$. Розгляд обмежується оцінками макс. значень і оцінками значення майже для всіх функцій. Оск. увагу приділяють тому, як змінюються ці величини зі зростанням n . У розглянутих далі оцінках помітною є відмінність між макс. і типовими значеннями параметрів.

Розгляд числових параметрів приурочено й до природної впорядкованості ДНФ булевої ϕ -ції f : досконала ДНФ, скорочена ДНФ, тупикові ДНФ, найкоротші ДНФ. Досконала й скорочена ДНФ у будь-якій f єдині й варті уваги ось чому. Досконала ДНФ можна просто задавати і будувати за табличним заданням ϕ -ції f і в неї можна одержати спрощення будь-яку ДНФ для f . Скорочена ДНФ є підсумком усіляких спрощень доскопалої ДНФ, який полягає у викреслюванні букв; вадяки цьому вона для змогу одержувати тупикові ДНФ даної ϕ -ції, користуючись спрощеннями тільки 2-го типу, які полягають у викреслюванні членів.

Макс. значення довжини доскопалої ДНФ для ϕ -цій від n змінних дорівнює 2^n , а типові значення $\sim 2^{n-1}$. Нехай $i(f)$ довжина скоро-

ченої ДНФ. Оцінка макс. значення $c_1 \frac{3^n}{\sqrt{n}} <$

$< i(n) < c_1 \cdot \frac{3^n}{\sqrt{n}}$ для майже всіх ϕ -цій

$n^{(1-\epsilon) \log \log n} \cdot 2^n < i(f) < n^{(1+\epsilon) \log \log n} \times \times 2^n$, де $\epsilon \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$. В обох випадках довжина скороченої ДНФ у багатьох разів перевищує довжину доскопалої ДНФ, і свою назву, яку їй дали значно раніше, ніж одержано ці оцінки, скорочена ДНФ виправдовує тільки для невеликої кількості ϕ -цій. У зв'язку зі сказаним про поліекстремальність цікаві такі числові параметри, які характеризують сукупність тупикових ДНФ булевої ϕ -ції f . Із визначення випливає, що довжина тупикових ДНФ не перевищує довжини доскопалої та скороченої ДНФ для f . Тупикових ДНФ $i(f)$ багато. Для макс. значення цього числа знайдено оцінку $(2^n)^{\sqrt{n}} < i(n) < < (2^{2^n})^{1/2}$, а для майже всіх ϕ -цій $(2^{2^n})^{\log n} < < i(f) < (2^{2^n})^{\log n \cdot \log \log n}$. Підхід до мінімізації ДНФ, що ґрунтується на переборі всіх тупикових ДНФ, дуже громіздкий. Для числа найкоротших ДНФ $m(f)$ відомо лише, що макс. його значення $m(n)$ має оцінку знизу $(2^{2^n})^{c \cdot n} < m(n)$, $0 < c < 1$.

Тупикові ДНФ булевої ϕ -ції можуть бути істотно довші за найкоротшу ДНФ. Відносною довжиною тупикової ДНФ наз. відношення її довжини до довжини найкоротшої ДНФ. Макс. відносну довжину тупикових ДНФ даної ϕ -ції f наз. розкладом ϕ -ції f ; позначають її через $Y(f)$. Розклад довжин певною мірою

характеризує актуальність мінімізації ϕ -ції f . Макс. значення розкладу довжин $Y(n) = = 2^{n(1-\epsilon)}$, де $\epsilon \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$. Для майже всіх ϕ -цій розклад істотно менший. Але й він збільшується зі зростанням n , і для нього відомі оцінки: $\log n < Y(f) < \log n \log \log n$. Відносні довжини майже всіх тупикових ДНФ функції f поведуться аналогічно: у «найгірших» ϕ -цій вони також дорівнюють $2^{n(1-\epsilon)}$, у майже всіх ϕ -цій вони лежать між $\log n$ і $\log \log n$. Це означає, що т. в. статистичний підхід до мінімізації ДНФ, при якому обмежуються перебором у якійсь вибірці з множини тупикових ДНФ ϕ -ції f , приводить до ДНФ, набагато довшої за найкоротшу ДНФ f . Оцінка розкладу довжин через доступний параметр. Для довільної ϕ -ції $Y(f) < < 2^{\text{Dim } f}$, де $\text{Dim } f$ — розмірність ϕ -ції f (x_1, \dots, x_n), тобто макс. значення розмірності для грані в комплексі, який відповідає скороченій ДНФ ϕ -ції f . У заг. випадку поліпшити цю оцінку важко.

Нехай для даної ϕ -ції $\lambda(f)$ — максимальною можлива довжина тупикової ДНФ, а $l(f)$ — довжина найкоротшої ДНФ. $\lambda(f)$ поводить себе приблизно так само, як довжина доскопалої ДНФ: макс. значення $\lambda(n) \sim 2^n$, а для майже всіх ϕ -цій $\lambda(f) \sim 2^{n-1}$. Вільше того, в майже всіх ϕ -цій так поводить себе довжина майже всіх тупикових ДНФ. А що стосується $l(f)$, то макс. значення її $l(n) = = 2^{n-1}$.

Для майже всіх ϕ -цій

$$\frac{2^n}{\log n \log \log n} < l(f) < \frac{2^n}{\log n} \quad (*)$$

тобто майже завжди $l(f)$ на порядок менша за довжину доскопалої ДНФ. Це означає, що мінімізації довжини становить інтерес. Водночас $l(f)$ достатньо велика, і це свідчить про те, що т. в. тривіальний підхід до мінімізації (перебір усіх ДНФ довжини 1, 2, 3 доти, поки не трапиться така ДНФ, яка реалізує дану ϕ -цію) вимагає огляду ДНФ достатньо великої довжини, тобто надто великого перебору. Отже, задача мінімізації нетривіальна і з цього боку. Поряд з оцінками (*) знайдено алгоритми, які дають для майже всіх ϕ -цій ДНФ такої довжини. Зокрема, таким є аналог ґрадієнтного методу.

М. в. д. в. ф. у зв'язку з локальним підходом розглянуто в трьох напрямках. Як відомо, алгоритм локальний A будує набір спрощень скороченої ДНФ $S(f)$ і приводить до ДНФ $A(f)$, яку одержують на $S(f)$ цими спрощеннями; від ДНФ $A(f)$ не вимагається, щоб вона була навіть тупиковою, але вимагається, щоб для довільної ϕ -ції g вона була єдиною. Алгоритм A має параметри — індекс r і величину пам'яті ν . Він полягає в послідовному збиранні й переробці інформації на обмежених частинах ДНФ $S(f)$, які являють собою околиці членів ДНФ $S(f)$, індекс r задає радіус околиці. Ідея локальності полягає в обмеженні трудомісткості алгоритму A шляхом обме-

ження радіуса околів. Протяжністю p (λ) бувають ϕ -ції / наз. мінім. значення радіуса, при якому окіл будь-якого члена ДНФ S (λ) становить уже всю ДНФ S (λ). Різницю довжин ДНФ S (λ) і A (λ) наз. результативністю локального алгоритму A на f і позначають через $\delta_A(\lambda)$. Циклом наз. булеву ϕ -цію $\phi(x_1, \dots, x_n)$, скорочений ДНФ якої відповідає в E^n комплекс із ребер, причому кожна вершина акрита двома ребрами і комплекс зв'язний. Згадані три напрямки такі. По-перше, прямою побудовою циклів одержано макс.

$$\text{значення протяжності } p(\lambda) = c_n \cdot 2^n, \frac{1}{8} < c_n < \frac{1}{2} \text{ для майже всіх булевих } \phi\text{-цій}$$

$$p(\lambda) \sim \frac{n}{\log \log n}.$$

Одну з осн. теорем теорії локальних алгоритмів — теорему неможливості спростити цикл ϕ при $r \cdot v \leq p(\phi)$ — з урахуванням цих оцінок трактують як свідчення того, що мінімізувати ДНФ важко.

У майже всіх ϕ -цій кількість т. з. адрових членів у скороченій ДНФ $S(\lambda)$ і кількість регулярних вершин — невеликі. Це означає, що характер перекриття граней у комплексі $S(\lambda)$ для типових ϕ -цій досить складний, а тимчас, що результативність локальних алгоритмів при $r=1$ і $r=2$ для типових ϕ -цій мала. Таким є всі застосовувані локальні алгоритми — *Кавана метод мінімізації* ($r=1$), побудова ДНФ *сума тупикових* ($r=2$). Водночас є приклади ϕ -цій, на яких результативність висока. При оцінюванні її треба мати на увазі й ускладнення скороченої ДНФ порівняно з докритою. Нарешті, побудовано т. з. щільні булеві ϕ -ції $\lambda(x_1, \dots, x_n)$, на яких локальні алгоритми при $r \geq 2$ мають трудомісткість порядку

$$c^n (1 < c < 2); \lambda \text{ містяться в 3-му шоверсі й є порівняльною з } f(\lambda) \text{ — макс. значенням кількості тупикових ДНФ для } \phi\text{-цій від } \lambda \text{ змінних. Це означає, що згадана вище ідея локальності потребує уточнення, бо на деяких } \phi\text{-ціях уже при } r=2 \text{ немає задовільного обмеження трудомісткості. У щільних } \phi\text{-ціях мала протяжність } (p(\lambda) = 2) \text{ сумається з вираженістю труднощі мінімізації } f(\lambda) >$$

$> c^n$. У λ $> c^n$, $\delta_A(\lambda) = 0$, при $r > 1$ — відносна довжина майже всіх тупикових ДНФ $> c^n$, усі члени ДНФ $S(\lambda)$ мають однакову кількість букв. Таким є осн. задачі, які привела до вивчення М. в. д. ш. ф. Для майже всіх ϕ -цій $\text{Dim } f \leq (\log n) + 1$ і майже в усіх ϕ -ціях майже всі грані, які становлять скорочену ДНФ, мають розмірність значно меншу, і довшню вона приблизно $\log \log n$. Зв'язність комплексів, які відповідають скороченням ДНФ типових ϕ -цій, така, що ці комплекси зосереджені майже повністю в одній компоненті зв'язності, а інших компонент небагато й вони нульовимірні. Найкоротша ДНФ може не бути мінімальною за кіль-

кістю букв і павпак. Максимально можливе відношення їхніх довжин $\sim \frac{n}{2}$, а для типових ϕ -цій воно становить ~ 1 .

Слід згадати й мінімізацію при обмеженні за розмірністю. Для доволених комплексів, складених лише з одновимірних граней, і для відповідних їм ДНФ в алгоритм, оснований на побудові макс. пароспівняння в графах, який дає мінімальну ДНФ для випадку λ змінних при пам'яті порядку 2^{2n} і кількості кроків порядку 2^{2n} . Якого-небудь розвитку цього підходу для великих значень розмірності не відомо.

Одержання зведених оцінок само виявляється розв'язком екстрем. задач на нескінченній множині, яка відповідає нескінченній сукупності значень λ . Відшукування макс. значень параметрів полягає в побудові таких комплексів граней в E^n , які задовольняють ті чи інші обмеження на локальну й глобальну будову (відсутність поглинання одних граней іншими, зв'язність тощо) і на яких досягають значень параметра, достатньо близьких до верхньої оцінки, що її одержують звичайно з макс. кількісних співвідношень. Грубо кажучи, тут потрібна максимально щільна упаковка фігурних виробів у заданому об'ємі. Відшукування типових значень поєднує аналогічне конструювання з підрахунками середніх, дисперсій і застосуванням нерівностей Чебишова. Конструкція розв'язкової задачі на певній етапі, на якій вводять допоміжні параметри й проводять для них зазначені підрахунки, і зв'язує допоміжні параметри й оцінки для них з осн. оцінюваним параметром.

З кількох нетривіальних конструкцій в E^n і відмінностей макс. і типових значень, які вони дають, почалося широке вивчення типових ситуацій для різного виду комплексів. Лим Я. Б. и др. Функциональные построения в логической алгебре. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1958, т. 31, № 1, ур. 1-15. Ю. П. Теретинко-математические методы в алгебре логики. «Проблемы кибернетики», 1962, в. 8. Васильев Ю. Л. О сравнении сложности тупиковых и минимальных тавтологических нормальных форм. «Проблемы кибернетики», 1963, в. 10. Васильев Ю. Л. Трудности минимизации булевых функций на основе универсальных построений. «Доклады АН СССР», 1966, в. 171, № 1, Глаголев В. В. Некоторые оценки дизъюнктивных форм функций алгебры логики. «Проблемы кибернетики», 1967, в. 19. Глаголев В. В. О линеар тупиковой дизъюнктивной нормальной форме. «Математические заметки», 1967, т. 2, в. 6. Савченко А. А. О наибольшей длине тупиковой дизъюнктивной нормальной формы у почти всех булевых функций. «Математические заметки», 1968, т. 4, в. 6. Евдокимов А. А. О максимальной длине цепи в единичном n-верном кубе. «Математические заметки», 1969, т. 6, в. 3. Ю. Л. Васильев.

МИСЛИТЕЛЬНОЇ ЗДАТНОСТІ ПІДСИЛЮВАЧ — поняття, яке запровадив англійський математик У. Ешбі (н 1903) для позначення машини, яка могла б розв'язувати задачі, надто важкі для людини. Ешбі вважав, що розв'язування задач людиною завжди зводиться до вибрання одного варіанту з багатьох можливих. Відбір можна розширювати за допомогою ЕОМ. Обчисл. програма з розши-

ренням відбору може бути ефективнішою за людину, яка побудувала П. Така програма є принциповою розв'язувати задачі (напр., у соціальній та економ. галузях), які перевантажують мислительні здатності самого конструктора. Осн. труднощі при цьому становлять великий обсяг розрахунків. Однак застосування спец. методів обчислювання, зокрема розбивання складних задач на кілька простіших і потім паралельне обчислювання їх, дає в деяких випадках змогу виконати ці обчислення практично.

У живих організмів внаслідок навчання поступово зростають показники розумових здібностей, оскільки вони навчаються дедалі краще розв'язувати задачі вибору. Аналогічний процес можна спостерігати й у самоопитуваних програмах розв'язування різних задач на обчисл. машинах. Б програми, які в кожний новий задачею вдосконалюються, тобто швидше і краще розв'язуються задачі вибору (наприклад, для гри в шахи). Такий процес відслідковування доцільної поведінки можна спостерігати не тільки в поведінці живих організмів, а й у машин, які розв'язують задачі людиною задачі. Як приклад М. а. п. Елбі наводить гомотет (див. *Гомотетична система*). До того ж швидкодіючі обчисл. машини так розширюють можливості перебирати варіанти розв'язування задачі, що їх якоюсь мірою також можна вважати за М. а. п. людини.

Літ., 3 ш 6 а У. Р. Схема усилителя мислительних способностей. П. н. Автоматиз. Пер. с англ. М., 1958 6 ш 6 а У. Р. Введення в наближену теорію. М., 1959 (бібліогр. с. 396—399); 3 ш 6 а У. Р. Конструкція мозку. Пер. с англ. М., 1964 (бібліогр. с. 494—497). О. Г. Іоанніс.

МИХАЙЛОВА КРИТЕРІЙ — один із критеріїв.

МІЖНАРОДНА АСОЦІАЦІЯ З АНАЛОГОВИХ ОБЧИСЛЮВАНЬ (АІКА) — організація, яка сприяє розвитку досліджень у галузі аналогової й аналого-цифрової обчислювальної техніки. Членами її можуть бути окремі спеціалісти, організації й фірми. Створено її 1955 на 1-му установчому конгресі в Брюсселі. В роботі конгресу брали участь представники 20 країн.

Відповідно до статуту секретаріат Асоціації перебуває в Бельгії. Керівний комітет (дирекція) АІКА може складатися з 6—15 виборних членів, представників країн — членів Асоціації. До комітету входять президент, два віцепрезиденти, члени комітету, секретар і скарбник (секретар і скарбник з дорадчим голосом). АІКА складається з діючих індивідуальних і колективних членів.

До 5-го Міжнар. конгресу (1967) АІКА складалася з 321 індивідуального дійсного члена, 16 колективних членів — фірм і 32 колективних членів — наук. організацій. Від колективних членів до складу Асоціації було виділено 131 члена-представника. Міжнар. конгрес АІКА скликають кожні три роки. На засіданнях конгресу, учасниками яких можуть бути не лише члени АІКА, заслуховують наук. доповіді й влаштовують дискусії.

Під час конгресу проводять засідання присутніх членів АІКА, на якому заслуховують звіт керівного комітету, ватверджують бюджет і план роботи на три роки і перебирають третину складу комітету. В 1970 президентом АІКА знову обрано Ж. Гоффмана, а новими членами Керівного комітету — представники США, Франції, ФРН, Югославії та Японії. Між конгресами АІКА проводить симпозиуми з окремих питань, які цікавлять членів Асоціації. 2-й конгрес відбувся 1958 в м. Страсбурзі (Франція), 3-й — 1961 в м. Опатці (Югославія), 4-й — 1964 в м. Брайтоні (Англія), 5-й — 1967 в м. Лозанні (Швейцарія), 6-й — 1970 в м. Мюнхені (ФРН). 6-й конгрес проводився разом з Міжнародною федерацією по обробці інформації, в ньому брали участь понад 400 спеціалістів з 26 країн. Доповіді конгресу публікують у вигляді збірників. Щокварталу АІКА випускає наук. тех. журнал «Прці Міжнародної асоціації з аналогової обчислювання» (*Annales de l'Association Internationale pour le calcul analogique — Proceedings of the International Association for Analog Computations*).

Учені СРСР беруть участь в АІКА з 1955. Для організації співробітництва зчлених і спеціалістів СРСР, які працюють у галузі аналогової й гібридної обчисл. техніки, а закордонними членами — учасниками АІКА в 1970 створено Національний комітет СРСР М. а. з а. о. в складі 35 членів, головою його є акад. АН УРСР Г. Б. Пухов. В. В. Ушakov. **МІЖНАРОДНА ОРГАНІЗАЦІЯ ПО СТАНДАРТИЗАЦІЇ (International Organization for Standardization, ISO)** — організація, що сприяє розвитку стандартизації для розширення співробітництва в галузях розумової, наукової, технічної та економічної діяльності. Створено 1948. СРСР входить до орг-ції з дня заснування її. Вищий орган — Генеральна Асамблея — збирається раз у 3 роки. Між сесіями діяльністю М. о. по с. керує Рада на чолі з президентом і віцепрезидентом. Для вирішення заг. питань і готування ухвал по них створено кілька комітетів: для вивчення наук. критеріїв стандартизації, для поліпшення діяльності, комітет допомоги країнам, що розвиваються, та інші. Осн. функція орг-ції — розробляти, стверджувати й видавати міжнародні рекомендації по стандартизації, що їх виконують у тех. комітетах. Але юридично ці рекомендації не обов'язкові для країн-членів. Їх реалізують через національні стандарти. На 1 вересня 1969 в М. о. по с. було 132 тех. комітети.

Технічний комітет ISO /ТН 97 «Обчислювальні машини та обробка інформації» створено 1961 Він об'єднував роботу 8 підкомітетів: 1) «Словники» — розробляє рекомендації з термінології на основі «Глумачного словника IFIP ICC»; 2) «Добирання символів і кодування» — визначає семпелментний код з 128 знаків для обміну інформацією між електронними обчисл. машинами (ЕОМ), розробляє рекомендації по маркіруванню стрічок магнітних і по структурі картотек на них;

3) «Розшифровування кодованих знаків» — стандартизує набори знаків для бланків, у т. ч. й для оптичного розпізнавання; 4) «Введення — виведення» — стандартизує основні тех. носії інформації для забезпечення обміну інформацією між ЕОМ (стандартизовано магн. стрічку 12,7 мм завширшки з 7 й 9 доріжками, намоту для магн. стрічки 12,7 мм завширшки, перфострічки та перфокартки); 5) «Мови програмування» — розробив проекти рекомендацій з мов програмування АЛГОЛ, ФОРТРАН і КОБОЛ, вивчає можливість стандартизації мов, призначених для цифрового керування верстатами; 6) «Передавання кодової інформації» — розробив систему керування передаваннями інформації за допомогою семіелементного коду М. ф. о. с. й систему виявлення помилок (до програми робіт входять ще акустичний зв'язок, канали зв'язку, бінарні сигнали та мережі передавання даних); 7) «Виявлення й аналіз проблем» — розробляє правила виконання блоксхем програм і умовних позначень для них; 8) «Цифрове керування верстатами» — встановлює єдині правила запису керуючої інформації на перфострічках і магн. стрічках. У 1973 створено ще 7 нових підкомітетів.

Літ. Демусіан А. Г. Міжнародная організація по стандартизації. М., 1967.
В. М. Косишкін.

МІЖНАРОДНА ФЕДЕРАЦІЯ З АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ (International Federation of Automatic Control), ІФАК — організація, що об'єднує вчених, які займаються питаннями розвитку теорії автоматичного керування та застосування її в різних системах. Створено її в зв'язку з необхідністю встановити творчі контакти між вченими й спеціалістами різних країн і для обміну інформацією між ними. У 1957 в Парижі відбулася Генеральна асамблея М. ф. з а. к., яка поклала початок її існуванню, прийняла статут орг-ції, обрала президента, Виконавчу раду з складі 11 членів, Консультативний комітет і ухвалила провести 1960 в Москві перший міжнародний конгрес ІФАК. Згідно з статутом, ІФАК — міжнар. наукова організація, основна мета якої сприяти розробці проблем автомат. керування, обмін наук. тех. інформацією, організація міжнар. конгресів і симпозіумів. Найвищим керівним органом федерації є Генеральна асамблея, що складається з представників країн — членів ІФАК. Між конгресами роботою федерації керує Консультативний комітет.

Організаційну та наук. методичну роботу з окремих напрямів (якох частково змінювалися за час існування ІФАК) проводять тех. комітети: з теорії автомат. керування; тех. засобів; застосування тех. засобів; космічного простору; з системотехніки; освіти; термінології. Комітети, зокрема, організовують міжнар. конференції та симпозіуми з окремих напрямів.

Раз у три роки скликають конгрес ІФАК, де на засіданні Генеральної асамблеї обирають президента федерації на наступні три

роки. Першим президентом 1957 було обрано амер. вченого Г. Честната, 1959 — рад. вченого О. М. Лютова, 1961 — швед. вченого Е. Герена, 1963 — англ. вченого Дж. Коулаза, 1966 — польс. вченого Н. Новацького. В роботі першого міжнародного конгресу ІФАК-60 брали участь 1190 делегатів від 29 країн. Нац. комітети 21 країни подали на конгрес 285 доповідей. У роботі другого конгресу 1963 в Базелі була учасниками 1500 делегатів від 32 країн, доповіді подали нац. комітети 30 країн. Третій конгрес відбувся 1966 в Лондоні, на ньому було 1700 делегатів від 35 країн, усього заслухано 282 доповіді. На четвертому конгресі ІФАК 1969 у Варшаві було понад 1500 учасників, заслухано та обговорено 303 доповіді. Одночасно з конгресом відбулося засідання Генеральної асамблеї з участю представників від 33 нац. комітетів країн, де президентом було обрано франц. вченого В. Вройда. Черговий п'ятий конгрес федерації відбувся 1972 в Парижі, на ньому були делегати від 38 країн, усього заслухано 218 доповідей; президентом було обрано амер. вченого Дж. С. Лозья. Кожна країна представлена в ІФАК Нац. комітетом. Головою Національного комітету Рад. Союзу є акад. АН СРСР В. О. Трапезников. В СРСР є ще й територіальні групи Національного комітету.

Після кожного конгресу ІФАК видаються його праці, з яких публікуються доповіді. ІФАК видає журнал «Автоматика» та «Інформаційний бюлетень ІФАК» (обидва англ. мовою). Комітет з термінології видає словник термінів в автомат. керування (шістьма мовами). П. В. Находко ла.

МІЖНАРОДНА ФЕДЕРАЦІЯ ПО ОБРОБЦІ ІНФОРМАЦІЇ (International Federation for Information Processing), ІФІП — організація, що об'єднує вчених у галузі теорії й застосування електронних обчислювальних машин (ЕОМ), передусім — у галузі наукових розрахунків, автоматизації обробки експериментальних даних, автоматизації проектування, а також моделювання процесів мислення, творчих процесів, машинного перекладу і т. п. Мета — обмін інформацією й встановлення творчих і ділових зв'язків між вченими, наук. центрами й фірмами, що проводять дослідження й розробки в визначених галузях кібернетики, та вироблення основних напрямів розвитку цих галузей науки.

В 1959 в Парижі відбувся 1-й конгрес ІФІПу, який і започаткував діяльність федерації. До складу орг-ції входило 15 країн (у тому числі СРСР). Керівним органом була Генеральна асамблея на чолі з президентом і віце-президентом. На конгресі було визначено основну форму орг-ції роботи ІФІПу, зокрема, ухвалено скликати через кожні 3 роки конгреси. 2-й конгрес відбувся 1962 в Мюнхені, 3-й — 1965 в Нью-Йорку (ІФІП-65), 4-й — 1968 в Единбурзі (ІФІП-68), 5-й — 1971 у м. Люблянці (ІФІП-71). Через те, що країн — членів федерації стало більше (в 1968 їх було вже 29), створено Раду ІФІПу.

Генеральна асамблея і Рада ІФІПу визначають напрям діяльності федерації. Рада є робочим органом, що розв'язує організаційні (визначає місце й час наступного конгресу, створює комітети й підкомітети, приймає нових членів і т. п.) та фінансові питання (встановлює розміри внесків, обліковує прибутки від видання «Праць ІФІПу» і т. п.).

Всією діяльністю ІФІПу, спираючись на Генеральну асамблею і Раду, керують президент і два віце-президенти. Їхні кандидатури висуває Рада зі складу її членів, а затверджує Генеральна асамблея голосуванням представників усіх країн. Діяльність ІФІПу забезпечують Виконавчий комітет і постійний секретаріат (містяться в Женеві). Роботими органами з окремим питань є тех. комітети, які, зокрема, організовують конференції й симпозиуми з певних напрямів кибернетики. Б такі тех. комітети: з мов програмування, термінології, навчання й медицини і постійно діють — з планування діяльності, публікацій і міжнар. зв'язків.

Ініціатором створення федерації та її першим президентом був амер. вчений А. Ауербах, у 1965—68 її очолював швейц. вчений А. Шпайсер, у 1968 обрано рад. вченого акад. АН СРСР А. О. Дородніцина.

Кожна країна, що входить до ІФІПу, представлена певною орг-цією і наділяє офіційного представника для участі в керівному органі — Генеральній асамблеї. Радянський Союз в ІФІПі представляє АН СРСР, офіц. представником зовніш. зв'язків федерації є акад. АН СРСР А. О. Дородніцин.

Третім за значенням органом є Програмний комітет, що його обирає Рада. Осн. завданням комітету є розробляти наук. програму чергового конгресу ІФІПу. Очолюють його голова і два віце-президенти. Голова Програмного комітету попереднього конгресу входить до складу новообраного на правах консультанта. Голову і членів Програмного комітету обирають на кожний новий строк. Членів комітету, що є керівниками галузей (відповідно до осн. напрямів діяльності федерації) на 4-му конгресі (1968) було п'ять (з галузей: математика, математичного забезпечення апаратури частини, застосування ЕОМ і навчання).

Головою Програмного комітету 5-го конгресу ІФІПу було обрано рад. вченого акад. АН СРСР В. М. Глушкова. Визначено 7 осн. напрямів (галузей) роботи конгресу: обчисл. математика, матем. основ обробки інформації, матем. забезпечення ЕОМ, апаратура частини ЕОМ і обчислювальні системи, управлінські та адміністративні системи керування, технологічне застосування ЕОМ і застосування ЕОМ у природничих і гуманітарних науках.

ІФІП видає праці міжнар. конгресів, конференцій і симпозиумів, багатомовний словник, бюлетень з мови АЛГОЛ і бюлетень новин (майже всі видання — англ. мовою).

П. В. Походіло.

МІКРОЕЛЕКТРОННА ЕЛЕМЕНТНА БАЗА ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЇ ТЕХНІКИ — система призначена для синтезу ЕОМ елементів та конструктивно-технологічних методів монтажу їх, в основу технічної реалізації якої покладено принципи мікроелектроніки.

Мікроелектроніка — розділ електроніки, що розробляє проблеми мікромініатюризації електронних схем і пристроїв з одночасним підвищенням їхньої надійності.

М. е. б. о. т. — закономірний етап розвитку елементної бази електронних обчислювальних машин. Цифрова обчисл. техніка, для якої характерним є використання великої кількості однотипних елементів, була першою й найефективнішою галуззю застосування мікроелектроніки.

На першому етапі становлення М. е. б. о. т. осн. елементами ІЕОМ стали інтегральні схеми (ІС) з малим ступенем інтеграції, які мають по кілька десятків компонентів і призначені для виконання функцій таких найпростіших електронних вузлів, як інвертор, тригер, логічні схеми «НЕ І», «НЕ АБО» тощо. На цьому етапі розроблено багато різних функціонально повних систем інтегральних логічних елементів переважно на звичайних (біполярних) транзисторах і транзисторах із структурою метал — діелектрик — напівпровідник (на МДН-транзисторах). Системи логічних ІС на біполярних транзисторах можна поділити на такі основні типи (мал. 1): а — схема з безпосереднім зв'язком; б — резистивно-транзисторні схеми, в — схеми з RC-зв'язками; г — діодно-транзисторні схеми; д — транзисторно-транзисторні логічні схеми з одно- та багатоємнісними транзисторами; е — транзисторні схеми з емітерним зв'язком (струмові ключі). В кожному з цих осн. типів можна виділяти кілька підтипів, причому навіть схеми одного підтипу можуть відрізнятися щодо конструкції, технології й параметрів. У найужитіших швидкодіючих інтегральних логічних схемах середній час затримки сигналу становить від 2 до 5 нсек при розсіюванні потужності 50 + 100 мвт, а найменш потужні розсіюють не більше 1 мвт при середній затримці 5—10 мсек; допустимий рівень перешкод 0,2 + 4 в. Функціонально повна система логічних ІС, як правило, має універсальний логічний елемент типу «НЕ І» чи «НЕ АБО», який, щоб забезпечити більшу гнучкість проектування, дозволяють іншими схемами, напр., епотужною схемою з коефіцієнтом розгалуження понад 20 + 25 і великою допустимою ємністю навантаження та схемами, що дають змогу збільшувати коефіцієнти об'єднування на вході, тригерними схемами тощо. Всього до функціонально повної системи входить, як правило, від 5 до 8 різних ІС, а інколи й понад 20. Усі системи інтегральних логічних елементів, як правило, є потенціально.

Для монтажу ІС при компонованні їх у вузли та блоки широко використовують друковані схеми. З'єднування інтегр. схем у вузли без перетягання провідників можна вза-

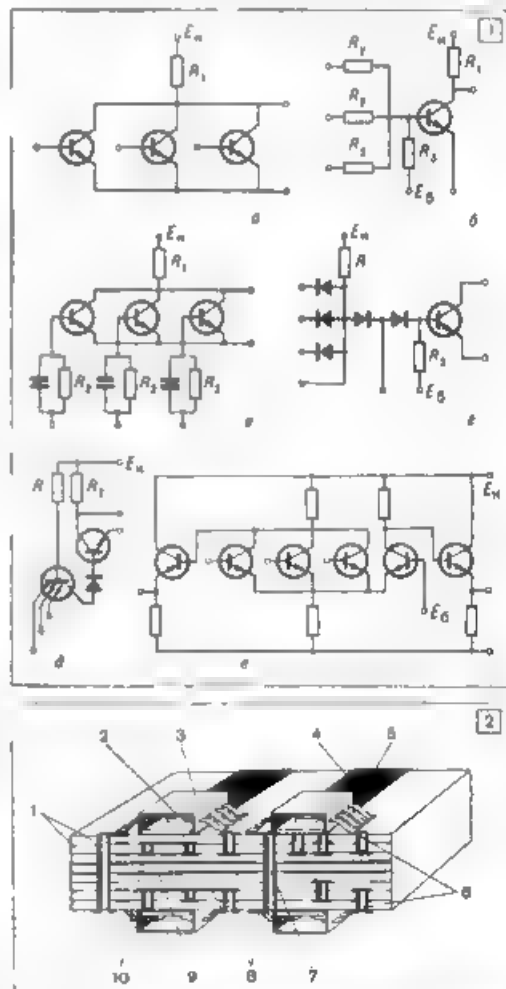
галі забезпечити за допомогою двобічних друкованих плат. Прагнення підвищити щільність монтажу привело до створення складніших багатопарових друкованих плат, що складаються з кількох переміжних шарів ізолюючого матеріалу й плоских схемних провідників. Різниця між багатьма видами багатопарового монтажу полягає, год. чин., у методах виконання міжпарових з'єднань ІС розміщують звичайно на зовнішньому боці плати (мал. 2) і з'єднують їх з друкованими провідниками, застосовуючи електроннопроменеве й лазерне зварювання, паяння та зварювання опором, програмоване електрозварювання, групові методи паяння (хвилью, занурюванням та ін.), ультразвуковий і дифузійний зв'язок тощо. Паяні й зварні з'єднання лишаються поки що найменш надійною ланкою складних мікроелектронних систем. На одній друкованій платі розміщують звичайно по кілька десятків, а інколи й сотень ІС. Плати 1-го рівня (т. з. ТЕЗів — типові елементи замінні) монтують на великих друкованих панелях.

При переході на М. е. б. о. т. змінилася не лише фіз. реалізація й технологія виготовлення логічних елементів, а й підхід до проектування вузлів і блоків електронних обчислювальних машин (ЕОМ). При розробці машин 1-го й 2-го покоління, напр., традиційним було завдання мінімізувати кількість активних елементів (ламп, транзисторів і діодів). Розвиток нової технології привів до того, що складність і щільність виготовлення активних і пасивних компонентів майже зрівнялися, а в деяких схемах заміна пасивних компонентів активними виявилася навіть вигідною. Внаслідок цього на першому плані поставили завдання розробляти такі методи синтезу логічних і монтажних схем, завдяки яким зменшувалася б кількість використовуваних ІС, мінімізувалася кількість з'єднань і довжина зв'язків між ними та кількість перетинів з'єднувальних провідників тощо. Застосування навіть найпростіших ІС дало змогу помітно зменшити габарити ЕОМ, зменшити споживану ними енергію і їхню вартість, різко зменшити кількість паяних або зварних з'єднань і таким чином значно підвищити надійність машин. Завдяки цьому з'явилася можливість ввести в ЕОМ подальші логічні ускладнення й будувати системи, що за складністю й інформаційною продуктивністю набагато перевершують ЕОМ першого й другого покоління.

На 1-му етапі становлення М. е. б. о. т. середня щільність розміщення компонентів у пристроях і системах загалом, будучи набагато вищою, ніж у транзисторних ЕОМ, зменшувалася все-таки в 10^4 – 10^6 разів меншою проті досягнутої в мікросхемах. Надмірно велика кількість корпусів і паяних (зварних) з'єднань, пов'язана з застосуванням ІС з малим ступенем інтеграції, кризовидала й до значного зменшення надійності, через що надійність апаратури загалом була набагато менша за надійність ІС. Звідси випливало

характерне для мікроелектроніки в цілому прагнення підвищувати ступінь інтеграції схем та розміщувати й герметизувати в єдиному корпусі цілі функціональні блоки з усе більшою кількістю компонентів і найпростіших схем.

Удосконалення технології виготовлення ІС, безперерпне зменшення розмірів компонентів і збільшення процента виходу придатних схем дали змогу створити в 2-й половині 60-х років 20 ст. ІС із підвищеним ступенем інтеграції, а потім і т. з. великі інтегральні схеми (ВІС), що містять у собі вже не десятки, а сотні й тисячі мікрокомпонентів і здатні



1. Типові електричні схеми інтегральних логічних елементів на біполярних транзисторах

2. Структура багатопарової друкованої плати для монтажу інтегральних схем: 1 — шари з епоксидного склопластику, 2 — активний елемент, 3 — інтегральна схема; 4 — тепловідвідний смужки, 5 — контактні паянішки; 6 — міжпарові з'єднання, 7 — вали, 8 — шари друкованого монтажу, 9 — шини кодування, 10 — заземлення.

виконувати складніші функції, ніж найпростіші логічні операції типу «НЕ І» чи «НЕ АБО». Значних рівнів інтеграції вдалося досягти в гібридно-пліткових і напівпровідникових (твердих) схемах (див. *Інтегральна схема*), особливо в мікросхемах на МДН-транзисторах. Створення й застосування ВІС поклало початок 2-му етапові розвитку М. е. б. о. т., черговому стрибкові в збільшенні надійності й щільності компоновання, а зменшенні вартості, обсягу й ваги кібернетичних пристроїв.

З переходом до ВІС постали нові проблеми. Одна з них (технологічна) пов'язана з тим, що зі збільшенням кількості компонентів у схемі швидко зростає й імовірність псування деяких із них під час виготовлення, внаслідок чого стає непридатною вся ВІС. Тому для кожного рівня розвитку технології існує оптимальний ступінь складності, за якого процент виходу придатних схем іще виправдується економічно. Для напівпровідникових схем на біполярних транзисторах, напр., цей ступінь складності становив на кінець 60-х років 20 ст. близько 100 компонентів на схему, а для схем на МДН-транзисторах і гібридно-пліткових був трохи вищий. Виробництво ВІС більшої складності потребує наявності надлишкових компонентів. У цьому разі для створення ВІС широко застосовують метод вибірових з'єднувань, за допомогою мікрокондів визначають розміщення придатних компонентів і, орієнтуючись лише на них, проєктують потрібну ВІС і відповідний їй рисунок міжз'єднань, який виконують за допомогою програмно керуваного електронного чи світлового променя. Другий метод — це створення універсальних ВІС з великим надлишком компонентів, які вже після виготовлення й випробувань можна застроювати на виконання потрібної функції з урахуванням непрацездатних елементів (напр., діодів й транзисторів матриці, в яких будь-який елемент можна відкинути від відповідного вузла схеми пропусканням імпульсу струму, достатнього, щоб зруйнувати легкоплавку сполучну перемичку). ВІС високого рівня складності виготовляють і шляхом монтажу на єдиній багатошаровій платі з заздалегідь підготовленими міжз'єднаннями малих ІС, виконаних у вигляді окремих кристаліків з балковими чи кульковими виводами (багато кристалів ВІС).

Друга проблема, пов'язана з застосуванням ВІС — стандартизація. Чим вищий рівень інтеграції схем і чим більше компонентів розміщено в одному корпусі, тим більша різноманітність можливих типів ВІС і тим важче обрати обмежену номенклатуру стандартних схем. Частково цю проблему розв'язують створення й використанням у першу чергу ВІС широкого застосування, таких, як статичні та зсувові *регістри*, *суматори*, *лічильники* тощо. Друге можливе розв'язання — побудова формованих ВІС із надлишковими елементами, настроєваних на виконання тієї чи іншої заданої функції після виготовлення, про що вже йшлося вище. Найперспек-

тивнішим розв'язанням проблеми є розробка й освоєння таких методів виробництва ВІС, які б давали змогу легко перебудовуватися на випуск функціональних схем різних типів, спеціально розроблених для конкретного кібернетичного пристрою або системи. Цей шлях дає змогу одержувати найбільший вигривід застосування ВІС і разом з тим зберігати потрібну гнучкість проєктування пристроїв і систем. Причому проєктування й виробництво ЕОМ усе тісніше переплітаються в проєктуванні й виробництві функціональних схем і вузлів.

Раніше функціональні вузли електронних машин можна було проєктувати окремо від елементів (транзисторів, діодів, резисторів, конденсаторів і простих ІС) і відправлятися від них як від готових деталей. А от при проєктуванні функціональних вузлів, виготовлюваних у вигляді ВІС, треба відправлятися вже безпосередньо від властивостей напівпровідників і тонких плівок, розробляти й розраховувати не просто схему з'єднання готових елементів, а всю топологічну й фізичну структуру ВІС і технологічний процес виготовлення її з урахуванням складних електромагнітних, теплових та інших взаємодій усіх її компонентів. Таке ускладнення завдань проєктування й виробництва при переході до ВІС, необхідність багато які з них розв'язувати оперативним (напр., проєктування рисунки міжз'єднань у ВІС у ході виготовлення з урахуванням «розміщення» придатних компонентів; перебудова технологічної лінії на виконання нового рисунка чи на випуск ВІС іншого типу і т. ін.) потребують автоматизації цих робіт із застосуванням ЕОМ. У зв'язку з цим розвиток мікроелектроніки й обчислювальної техніки стають взаємно зумовленими процесами (див. *Автоматизація проєктування ЦОМ*). На 1-му етапі розвитку М. е. б. о. т. з'ясувалося також, що мала щільність компоновання й мала надійність кібернетичних систем, порівняно з досягнутими в мікросхемах, є наслідком не лише застосування ІС із малим ступенем інтеграції, а й того, що значну частину обладнання ЕОМ, зокрема зовнішнє обладнання й запам'ятовувальні пристрої (ЗП), не було перебудовано на мікроелектронне виконання. Необхідність комплексної мікромініятуризації обчисл. техніки привела до створення, окрім цифрових, і різних типів лінійних ІС для ЕОМ. Такими ІС є, напр., операційні диференціальні підсилювачі постійного струму з великим коеф. підсилення напруги, підсилювачі зчитування, формувачі струмів, записування та зчитування й підсилювачі-формуваці вихідних імпульсів. Значні зусилля було спрямовано на мікромініятуризацію, збільшення надійності, швидкості та інформаційної ємності й зменшення споживаної потужності й вартості ЗП. На 1-му етапі розвитку М. е. б. о. т. найкращі результати дало вдосконалення феритових ЗП. Вже створили й широко використовують мініатюрні тороїдальні феритові осердя з внутрішнім діаметром 0,2—

0,3 мкм і мікроферити з кількома отворами. Вартість оперативних ЗП (ОЗП) на феритових осердях лишається меншою за вартість ОЗП інших типів. Пошуки групових методів виготовлення привели до створення ЗП на феритових пластинах з мікроотворами і на т. з. «шаруватих» феритах.

Другий напрям — це розробка ЗП на тонких магнітних плівках (плоских і циліндричних). У 2-й половині 60-х років створили й почали застосовувати магнітоплівкові ОЗП середньої інформаційної ємності з періодом звертання порядку $10^{-6} + 10^{-7}$ сек, сумісні з керуючими пристроями на ІС. У ЗП такого типу масив магнітних *зв'язувальних елементів* в усіх необхідних селектуємих провідниках формуються в ході єдиного технологічного процесу й по суті являють собою ВІС'и, функція яких — *запам'ятовувати, зберігати й видавати інформацію*.

Перспективним напрямом у мікромініятуризації ЗП є створення монолітних блоків пам'яті на основі напівпровідникових ВІС. Із розвитком мікроелектронної технології стала цілком реальною побудова швидкодіючих, надійних і разом з тим порівняно дешевих пристроїв зберігання фіксованої інформації на основі інтегральних діодних і транзисторних матриць та оперативних ЗП на основі транзисторних (біполярних і МДН) тригерів і напівпровідникових приладів з негативним дифер. опором. Осн. достоїнствами інтегральних напівпровідникових ЗП є велика швидкодія ($\sim 10^3 + 10^6$ зчитувань за 1 сек) при ємності $10^3 + 10^6$ біт і добра схемна й технологічна сумісність з логічними ІС, що дає змогу створювати ЦОМ за єдиною технологією. ЗП на напівпровідникових ВІС широко використовують для створення т. з. надоперативної пам'яті й буферних та інших проміжних ЗП. Певних успіхів досягнуто й у мікромініятуризації пристроїв відображення інформації. З'явилися компактні яскраві електролюмінесцентні індикатори екрана та напівпровідникові цифрові індикатори на основі світлодіодів з жарбиду кремнію й фосфіду галію, що за своїми електричними характеристиками добре узгоджуються з ІС.

Досягнення в галузі М. е. б. о. т. можна проілюструвати на кількох типових прикладах ЦОМ 3-го покоління. Одним із перших описаних у літературі зразків мікроелектронних обчисл. пристроїв була розроблена в США бортова ЦОМ вагою 285 а, виконана як монолітних кремнієвих ІС. Це синхронна ЦОМ загального призначення, послідовного типу, що працює в двійковому коді з фіксованою комою з частотою синхронізації 100 кГц. Довжина машинного слова — 11 розрядів, один із них знаковий. Машинна складалася з 587 ІС трьох типів, розміщених на 47 модулях, з'єднаних з основою панеллю за допомогою рознімів. Кожний модуль еквівалентний блокові, що містить у середньому 150 звичайних дискретних елементів, а вся машина з'являється — приблизно 8500 елементів. Потужність, яку вона споживала, не перевищу-

вала 16 ат. Виконуючи всі функції транзисторної ЦОМ на дискретних елементах, яку використовували раніше, мікроелектронна машина виявилася в 150 раз меншою за об'ємом, у 48 раз легшою і значно надійнішою.

ЦОМ «IBM-360/92» при майже однакових габаритах виявляється надійнішою, приблизно в 100 раз продуктивнішою і може розв'язувати значно складніші задачі, ніж відома ЦОМ цієї фірми «IBM 7090», що належить до машин 2-го покоління.

Найближчі перспективи розвитку М. е. б. о. т. пов'язані з тенденцією до все більшої «інтегралізації», тобто до одночасного виготовлення й герметизації в єдиному корпусі все зростаючої кількості елементів і вузлів ЦОМ у невеликому майбутньому у вигляді єдиної ВІС чи ГІС («гігантської» інтегральної схеми) виготовлятимуть цілі вузли й навіть пристрої обчисл. машин. Удосконалення технології й автоматизація виготовлення зроблять можливим проектування й виробництво ЦОМ майже цілком з ВІС, і це приведе до дальшого підвищення надійності й питомої інформаційної потужності машин. Неабияку роль має відіграти й те, що М. е. б. о. т. завдяки підвищенню надійності, зменшенню розмірів і вартості вузлів і пристроїв дає змогу будувати дуже розгалужені інформаційні системи, відкриває нові шляхи для удосконалювання їхньої логічної структури.

Дальші перспективи М. е. б. о. т. пов'язані з характерним для мікроелектроніки висуненням і розвитком нових принципів і напрямів, у яких робляться спроби вийти за рамки поняття класичної теорії електричних кіл і реалізувати потрібні схеми функцій простіше, ґрунтуючись на використанні й інших фізичних властивостей матеріалів. В оптоелектроніці, напр., щоб поділити характеристики й розширити функціональні можливості схем, окрім електричних і магнітних, використовуються й оптичні явища й властивості матеріалів. У криогенній електроніці для створення малогабаритних, економічних і швидкодіючих логічних схем і ЗП використовують фізичні явища в твердих тілах при низьких температурах. Нові перспективні напрями можуть бути пов'язані й з пристроями переробки інформації на нейросторах — активних передавальних лініях. Усім новим напрямом у мікроелектроніці притаманне прагнення до виконання відповідних пристроїв, а це в заперочку безперервного зменшення габаритів і вартості, підвищення надійності й розширення функціональних можливостей обчислювальних машин і систем.

Лит. Доджарт В. М., Новак Г. Х., Колтупа И. С. Микроинтегральные аэрокосмические цифровые вычислительные машины. М., 1967 (616-стр. с 745 з.б. Микроэлектроника, в. 1, М., 1967. Микроэлектроника Пер. с англ. М., 1968; Микроэлектроника в больших системах. Пер. с англ. М., 1967; Введение в микроэлектронику Пер. с англ. М., 1968. В. М. Корсунский.

МІКРОКОМАНДА — код однієї чи кількох мікрооперацій, виконуваних за один елементарний такт роботи цифрової обчислювальної

машини. Послідовність М. наз. мікропрограмою (див. також Керування структурне в ЕОМ).

МІКРОМОДЕЛЬ ЕКОНОМІЧНА — модель математична економічного об'єкта, за допомогою якої, вивчаючи складові частини цього об'єкта, можна встановити відображення реально існуючих функціональних, логічних та інформаційних зв'язків у вигляді векторних і функціональних залежностей. На відміну від макропідходу (див. Макромодель економічної), мікропідхід передбачає знання ф-цій кожної складової ланки модельованого об'єкта й описування їх у вигляді адекватних моделей, детальне вивчення механізму взаємодії складових модельованого об'єкта, їхній вплив на формування керуючих і інформаційних параметрів. При цьому відношення моделі та модельованого об'єкта є відношеннями не тотожності, а аналогії переважно на рівні структур і ф-цій. Мікропідхід характеризується не величиною модельованого об'єкта та його місцем у системі нар.-госп. планування й управління, а системою знань про об'єкт і використанням їх під час побудови моделі управління чи інформаційної моделі.

Із структурних підрозділів економіки найбільш вивченим є підприємство, тому мікро- й макромодельовання часто визначають за ієрархічною ознакою, тобто виходять з місця економ. об'єкта в системі нар.-госп. планування та управління. В цій системі підприємство — нижчий ступінь, тому макромодель часто ототожнюють з відображенням різних сторін міжгалузевих зв'язків і всього шар-га в цілому, а М. е. — з відображенням діяльності виробничих ділянок, цехів, підприємств. У такому визначенні підкреслено два моменти: 1) підпорядкованість у формуванні вхідних параметрів моделі; 2) розшифрування поняття «мікро». Ці ознаки відносні й не дають правильного уявлення про мікро- й макромодельовання.

Залежно від припущень про характер взаємодії різних ланок системи та ступеня невизначеності використовуваної інформації М. е. можна поділити на детерміновану та ймовірнісну. Прикладом детермінованої моделі є задача опт. завантаження устаткування при заданій технологічній послідовності обробки деталей та однозначно визначених часових характеристиках. Як ймовірнісну модель можна розглядати прогнозування обмежень щодо випуску продукції й рівня її рентабельності. Якщо об'єкт, що його описує детермінована або ймовірнісна модель, живають в окремі фіксовані моменти часу, то відповідну модель наз. статичною, а якщо в якійсь взаємозв'язані моменти часу, — динамічною.

Рівень розробки матем. апарату оптимізації параметрів управління мікромоделлями певною мірою позначається на характері моделювання, мабуть, через це спочатку були реалізовані лінійні моделі. Щоб побудувати складніші залежності між ланками системи, треба застосовувати методи програмування

нелінійного й програмування динамічного, ігор теорії, евристичні методи аналізу варіантів (див. Послідовний аналіз варіантів).

Лит.: Штофф В. А. Роль моделей в познанні, Л., 1963; Голубович М. В. Некоторые вопросы изучения экономических систем и их моделей. В кн. Вычислительная техника и алгоритмизация экономических задач, М., 1968; Терехов Л. Л. Экономико-математические методы, М., 1968 [Бібліогр. с. 297, 298]; Заведальний М. Г. Оптимізація підприємств на підприємстві М. 1971 [Бібліогр. с. 384, 392]; Хейлз Дж. Нелінійне й динамічне програмування Пер. з англ. М., 1967 О. П. Карагодов.

МІКРОМОДУЛЬНА ПОБУДОВА ЕОМ — один з конструктивних шляхів розв'язування проблеми мініатюризації ЕОМ — зменшення габаритів машин при одночасному підвищенні їхньої надійності та полегшенні автоматизації виробництва схем і вузлів. Модульно-вузловий принцип конструювання дав змогу принципово змінити підхід до розробки й виготовлення засобів обчислювальної техніки. Як основний елемент конструкції тут використовують деяку стандартну за розмірами, способом збирання й монтажу конструктивну комірку (модуль). З цих модулів створюють типові конструкції функціональних вузлів і блоків з мінімальною кількістю з'єднувальних провідників (для зменшення витрат об'єму обладнання при його монтажі). Крім того, функціонально-модульний спосіб спрощає розробку й макетування схем, зменшує витрати часу на контроль правильності з'єднань і працездатності окремих елементів. Найбільшого поширення набули плоскі й об'ємні модулі. Плоскі модулі виготовляють на друкованих платах уніфікованих розмірів. Деталі розміщують на одному чи обох боках плати. Виводи деталей приєднують до плати паянням або приклеюванням струмопровідним клеєм, зібраний модуль герметизують. Стрічкові або провідні виводи модуля розпаюють в отвори допоміжної плати в міжмодульним друкованим монтажем.

Серед конструкцій об'ємних модулів, зібраних із деталей різної форми, найбільший інтерес становлять т. з. колончасті модулі. Радіодеталі розміщують у них між двома платами щільно, паралельно одні одній і з'єднують у площині розміщення виводів паянням або зварюванням. Незважаючи на підвищений опір електричного контакту зварного з'єднання, переваги зварювання перед паянням забезпечують широке застосування зварних модулів у логічних і лінійно-розв'язувальних пристроях. Колончаста конструкція модулів дає змогу одержати високу щільність монтажу при використанні однотипних деталей з осьовими виводами, надр., у діодній матриці чи матриці резисторів. При мікромодульному конструюванні основним елементом апаратури стає мікромодуль, який являє собою набірну герметизовану конструкцію з деталей-напівфабрикатів без зайвих корпусів і виводів, із плат з перемітчастим і шліфованим мікроплат, з'єднаних між собою з'єднувальними провідниками відповідно до електр. схеми. Найчастіше мікромодуль являє собою функціонально замкнену схему.

Більша частина мікромодулів має етажеркову конструкцію, тобто являє собою етажечки з плоских радіодеталей однакового попереднього перерізу. Щільність монтажу в мікромодулях залежить від застосовуваних мініатюрних елементів — порядку 5000—20 000 деталей в 1 дм^2 . Збирання мікромодулів легко піддається механізації й частковій автоматизації. Монолітна конструкція мікромодуля забезпечує підвищену електр. і мех. міцність мікроелементів, захищає їх від несприятливих зовнішніх дієнь і поліпшує розподіл тепла всередині об'єму модуля. Зазначені переваги модулів привадили широке застосування їх у пристроях обчислювальної техніки.

Лит. : Баранов Н. А. [та ін.]. Конструювання мікромодульної апаратури. М., 1965 [66бл. стр. с. 411—412]. Мікромініатюризація радіоелектронної апаратури. Пер. с англ. Л. 1962 [66бл. стр. с. 263—271]. Мініатюризація в мікромініатюризації радіоелектронної апаратури. Пер. с англ. М., 1965 [66бл. стр. с. 345—352].

М. С. Кузарчук

МІКРООПЕРАЦІЯ — елементарна операція в процесі переробки інформації, що відповідає елементарній машинній дії, яка позначена в мові ЦОМ енустрішній і не містить у собі інших елементарних операцій (машинних дій), позначених у цій мові. Див. Керування структурою в ЦОМ.

МІКРОПРОГРАМ ПЕРЕТВОРЮВАННЯ. Мета перетворення мікропрограм дуже різноманітна. Існують перетворення, які дають змогу оптимізувати ваяну мікропрограму, напр., за швидкодією; є клас перетворення мікропрограм, які застосовують виключно в інженерному метові, напр., облік навантажених властивостей елементів, їхньої швидкодії, синхронізації сигналів тощо. Оскільки способи задання мікропрограм різноманітні, техніка М. п. симирється на різні результати автоматів теорії, теорії логіч. схем програм і на дискретних перетворювачів теорії. Задавання автомата у вигляді мікропрограм сприяє застосуванню методів мінімізації автоматів для спрощення мікропрограм. Таки перетворення стосуються лише способу записування й зберігання мікропрограм, але вони не можуть змінювати мікрооперацій та логіч. умов, а також порядок виконання мікрооперацій. Завдяки розвитку теорії дискретних перетворювачів і алгоритм. алгебр з'явився зомім нові засоби перетворення мікропрограм. Оскільки будь-яку мікропрограму можна зобразити в регулярній формі (див. Алгебра алгоритмів), тобто записати як елемент певної алгебри, для перетворення її можна використовувати добре розвинуті в алгебрі засоби застосування співвідношень. Якщо у відповідній алгебрі алгебрі одержано систему визначальних співвідношень, то, виходячи з першої мікропрограми, заданої в регулярному вигляді, можна одержати значно економнішу мікропрограму, застосовуючи співвідношення до нерівної мікропрограми.

При цьому можна, взявши, напр., за первісну мікропрограму алгоритму множення, що

ґрунтується на визначенні множення, одержати мікропрограму множення в тому вигляді, в якому її звичайно реалізують у ЦОМ. Цінність такого апарату перетворення полягає в тому, що ці перетворення можна виконувати формально.

Лит. : Глушков В. М. Теория автоматов и формальные преобразования микропрограмм. «Кибернетика», 1965, № 5. С. С. Горюхович.

МІКРОПРОГРАМА — послідовність мікрокоманд, яка реалізує заданий алгоритм і в якій кожна мікрокоманда відповідає одній або кільком мікроопераціям. Мікрокоманда задає перевірку логічної умови та переходи на інші ділянки М. Системою М. чи однією М. задають в обчислювальних машинах взаємодію керуючого та операційного автоматів при виконанні операцій машинних у пристроях переробки та зберігання інформації (даних).

Від задавання автомата керуючого як системи М. можна здійснити перехід до задавання його за допомогою способів, що їх використовують в абстрактній теорії автоматів (таблицями, графами, матрицями та ін.). Такий перехід дає змогу розв'язати оптимізаційні задачі, зв'язані зі спрощенням пристрою керування машини й обчисл. пристрою методами абстрактної теорії автоматів. У цьому разі елементами входного алфавіту є значення спорядкованих певним чином логічних умов M_i , а число станів дорівнює числу всіх мікрокоманд. Але класичні автомати способи задавання (таблиці, графи, матриці) стають громіздкими, якщо входів і станів автомата дуже багато. Компактніший запис автоматів (зокрема, керуючих автоматів з великою кількістю входів і станів) можна одержати, якщо кожному стану a_i автомата поставити у відповідність множину N_i (що її наз. мікрокомандою) спорядкованих трибок $N_i = \{ (f_1, a_i, \delta_1), (f_2, a_i, \delta_2), \dots, (f_k, a_i, \delta_k) \}$, де $f_j (j = 1, 2, \dots, k)$ — булевий вираз, що відповідає підмвожині тих і лише тих входних сигналів автомата, на кожен з яких автомат, перебуваючи в стані a_i , що відповідає мікрокоманді N_i , реагує однаково, тобто має однакові значення ф-цій переходів (δ_j) і виходів (λ_j). Такий спосіб задавання автоматів наз. мікропрограмним.

Розроблено методи формального синтезу М. з урахуванням фіз. характеристик сигналів та елементів. Для глибших формальних перетворень M_i , що включають заміну одних мікрооперацій іншими, зміну порядку слідування їх тощо, створено спеціальний алгебр. апарат та особливу мову для записування М. За їхню основу править апарат мікропрограмних алгебр, що його розробив рад. математик В. М. Глушков. Див. також Керування структурою в ЦОМ.

Лит. : Глушков В. М. Теория автоматов и формальные преобразования микропрограмм. «Кибернетика», 1965, № 5. Чеботарев А. Н. Абстрактный синтез управляющего автомата по микропрограмме. «Кибернетика», 1966, № 5; Мищенко А. Т. О задавании автоматов микропрограммой. «Кибернетика», 1970, № 3. Б. П. Башкатов

МІКРОПРОГРАМНА АЛГЕБРА — алгебра алгоритмів, інтерпретована в термінах мікрооперацій цифрових обчислювальних машин. **МІКРОПРОГРАМНЕ КЕРУВАННЯ** — спосіб побудови в цифровій обчислювальній машині структурного керування як набору послідовностей елементарних операцій (мікрооперацій), що в сукупності реалізують алгоритми керування ЦОМ (див. *Керування структурне в ЦОМ, Мікропрограма*).

МІКРОСХЕМА — елемент, вузол чи пристрій (або його частина) обчислювальної машини, систем автоматизації й радіотехніки, виготовлені засобами мікроелектроніки у вигляді власномашинного модуля. В основі технології вироб. М. лежить спосіб виготовлення всіх деталей схеми або частини її у єдиному технологічному циклі — груповий спосіб. Відповідно до технології розрізняють М. інтегральні та гібридні. В гібридних пасивні компоненти виготовляють груповим способом (вакуумною конденсацією, електрохімічним осаджуванням або термографією на ізоляційному підкладі), а активні (транзистори, діоди без корпусів) приєднують за допомогою навісного монтажу з наступною герметизацією всього модуля. У вироб. інтегральних схем в одному випадку пасивні та активні компоненти формують в об'ємі напівпровідника або на його поверхні і з'єднують тонкоплівковими провідниками (інтегральні монолітні схеми), в іншому — активні й пасивні елементи (а також з'єднання між ними) виконують на ізоляційному підкладі з тонких плівок (інтегральні тонкоплівкові М.).

М., використовували в обчисл. техніці, містять логіч. елементи, які становлять функціонально повний набір і об'єднуються в роботу схему вузла або пристрою зовн. монтажем. Інтегральні М., набір логіч. елементів яких у процесі виготовлення об'єднують у вузол або пристрій (реєстри, входи виходи автоматичних пристроїв, процесори) на одній пластині або підкладі, наз. великими інтегральними схемами (ВІС).

Застосування М. для побудови обчислювальних машин третього покоління дало змогу істотно зменшити їхні габарити й споживання енергії, підвищити швидкодію і надійність. З переходом від М. до ВІС ще дужче зменшується швидкість ЕОМ і зростає їхня надійність.

Ф. Н. Зинке, Ю. В. Остапенко

МІЛІ АВТОМАТ — автомат скінченний, вхід якого в даний такт і істотно залежить від його стану в цьому такті й значення входу, тобто $g(t+1) = f(g(t), x(t))$. Таке визначення автомата запровадив Г. Мілі. Див. також *Алгебрична теорія автоматів*.

МІНІМАКС — значення функції $f(x, y)$ двох векторних змінних x, y , якого вона досягає, якщо спочатку взяти максимум по y , а потім мінімум по x . Поняття М. — одне з осн. понять ігор теорії. Див. також *Максиміну принцип*.

МІНІМАКСНЕ ВИРІШУВАЛЬНЕ ПРАВИЛО — статистичне вирішувальне правило, що дає змогу одержувати найменше значення

максимального (за шуканим параметром) умовного ризику розв'язання. Під умовним ризиком розуміють таке. Є об'єкти чи ситуації, певні параметри яких становлять інтерес (напр., назви класів, до яких належать ці об'єкти). Інформацію про об'єкти задають у вигляді наборів ознак $x = (x_1, \dots, x_n)$, що їх одержують шляхом безпосередніх вимірювань. Припускають, що при кожному можливому значенні шуканого параметра γ набори ознак x являють собою реалізації випадкової величини з відомим умовним розподілом ймовірностей $p(x|\gamma)$. Щоб визначити шукані параметри, можна вказати деяке правило вирішувальне δ , яке відображає простір ознак X на множину рішень A , тобто вказує для кожного об'єкта, описаного набором ознак $x \in X$, рішення $\lambda = \delta(x) \in A$. Це рішення оцінює дієм значення шуканого параметра $\gamma \in \Gamma$ для даного об'єкта. Множина рішень A у заг. випадку може не бути тотожною (точніше, ізоморфною) множині значень шуканих параметрів Γ . Задають фікцію втрат $L(\gamma, \lambda)$, що встановлює, якого кількісного збитку завдає рішення λ , коли дійсне значення параметра дорівнює γ . Умовний ризик рішення $\gamma(\delta|\gamma)$ визначають як умовне матем. сподівання втрат при використанні даного вирішувального правила δ за умови, що шуканий параметр дорівнює γ : $\gamma(\delta|\gamma) = \sum_x L(\gamma, \lambda = \delta(x)) p(x|\gamma)$ де знаком \sum

позначено підсумовування дискретних чи інтегрування за ймовірнісною мірою неперервних величин. За фіксованого вирішувального правила δ умовний ризик $\gamma(\delta|\gamma)$ є фікцією від шуканого параметра γ . М. в. п. δ^0 визначено умовою: $\max_{\gamma \in \Gamma} \gamma(\delta^0|\gamma) \leq \max_{\gamma \in \Gamma} \gamma(\delta|\gamma)$ за

всіх можливих правил δ (у заг. випадку замість \max треба поставити \sup). Будуючи М. в. п., на відміну від випадку байєсівського вирішувального правила, не треба знати апріорного розподілу ймовірностей шуканих параметрів $\xi(\gamma)$. За досить загальних умов М. в. п. збігається з байєсівським вирішувальним правилом для найменш сприятливого апріорного розподілу $\xi^0(\gamma)$, тобто такого, за якого середній ризик $r(\delta, \xi) = \sum_{\gamma} \gamma(\delta|\gamma) \xi(\gamma)$ максимальний: $r(\delta, \xi^0) >$

$> r(\delta, \xi)$ за всіх можливих розподілів ξ . В деяких випадках, що є типовими для дискретних розподілів $p(x|\gamma)$, М. в. п. зводиться до рандомізованого правила, в якому рішення вибирається випадково відповідно до певних умовних ймовірностей рішень $g(\lambda|x)$, що задають рандомізоване правило (замість фікції $\delta(x)$). У цьому разі умовний ризик найзручніше подавати у вигляді $\gamma(\delta|\gamma) = \sum_{\lambda} \sum_x L(\gamma, \lambda) p(x|\gamma) g(\lambda|x)$. Напр., x — одно-

вимірні ознака, що набуває цілочислових значень $X = \{ \dots, -2, -1, 0, 1, 2, \dots \}$. Треба за вимірними значеннями ознаки прийняти мінімаксне рішення, до якого з двох можливих класів: γ_1 чи γ_2 — належить спостережуваний об'єкт, якщо умовні ймовірності $p(x|\gamma)$

дорівнюють відповідно $p(x|y_1) = \frac{1}{3} \cdot \frac{1}{2^{x-1}}$

$p(x|y_2) = \frac{1}{3} \cdot \frac{1}{2^{x-2}}$, а ф-цію втрат задано

у вигляді $L(y, \lambda) = 0$ при $\lambda = y$ і $L(y, \lambda) = 1$ при $\lambda \neq y$. Тут простір X — це алічевна множина цілих чисел, а множина шуканих параметрів і тождества йд. множина рішень — двоточкова множина $\{y_1, y_2\}$. За цих умов М. а. п. виходить рандомізованим: $g^0(y_1|x) = 1$ при $-\infty < x \leq 0$, $g^0(y_1|x) = 0,5$ при $x = 1$, $g^0(y_1|x) = 0$ при $2 \leq x < \infty$; $g^0(y_2|x) = 1 - g^0(y_1|x)$. Мінімаксний ризик (при запущеній ф-ції втрат ризик — це ймовірність помилкових рішень) $\max_{y \in \{y_1, y_2\}} r(g^0|y) = 0,25$.

Якщо в розглянутому прикладі обмежитися пошуком М. а. п. лише в класі перандомізованих правил, то мінімаксний ризик збільшиться до 0,33. При цьому буде одержано такі рівноцінні перандомізовані М. а. п.: $g^0(x) = y_1$ при $x \leq 1$ і $g^0(x) = y_2$ при $x > 1$ або $g^0(x) = y_1$ при $x < 1$ і $g^0(x) = y_2$ при $x \geq 1$.

М. а. п. застосовують у теорії статистичних рішень, в теорії теорії та ін. У розглянутому прикладі М. а. п. використовують згідно з принципом цього є винятковою трудністю його побудови в конкретних задачах розпізнавання.

Г. Л. Гильберт
МІНІМАЛЬНО-ФАЗОВА СИСТЕМА — система автоматичного керування з однозначним зв'язком між її амплітудною й фазовою частотними характеристиками. Цей зв'язок (з точністю до коефіцієнта підсилення) виписують

$$\left. \begin{aligned} \ln A(\omega) &= -\frac{1}{\pi} \int_{-\infty}^{\infty} \frac{\varphi(u)}{u - \omega} du; \\ \varphi(\omega) &= \frac{1}{\pi} \int_{-\infty}^{\infty} \frac{\ln A(u)}{u - \omega} du, \end{aligned} \right\} (1)$$

де $A(\omega)$ — амплітудно-частотна характеристика (АЧХ), а $\varphi(\omega)$ — фазова частотна характеристика ФЧХ (див. *Частотні характеристики систем автоматичного керування*). Співвідношення (1) мають місце, якщо передана функція (ПФ) $W(s)$ системи не має нулів і полюсів у правій півплощині, включаючи уявну вісь. Однозначний зв'язок між АЧХ та ФЧХ М.-ф. с. дає змогу синтезувати М.-ф. с. із заданими властивостями, використовуючи тільки один вид частотних характеристик, наприклад, АЧХ.

На відміну від М.-ф. с. частини нулів та полюсів ПФ мінімально-фазової системи (НМФС) може міститись у правій півплощині. У зв'язку з тим, що в НМФС немає однозначного зв'язку між АЧХ і ФЧХ, при синтезі таких систем у частотній області потрібно знати обидва види характеристик. Для НМФС характерний більший асум фаз на всіх частотах порівняно з М.-ф. с., яка має таку саму АЧХ.

Нехай, наприклад, ПФ системи має один нуль у правій півплощині, тобто $W(s) = -B_1(s)(s - q_1)A^{-1}(s)$. У цьому разі ПФ можна зобразити у вигляді $W(s) = W_1(s) \times W_2(s)$, де $W_1(s) = B_1(s)(s + q_1)A^{-1}(s)$; $W_2(s) = (s - q_1)(s + q_1)^{-1}$. АЧХ $W_1(s)$ і $W_2(s)$ однакові, бо $|W_2(s)| = 1$. ФЧХ, зазначуване множителем $W_2(s)$, $-\varphi_2(\omega) = -\arctg \frac{2q_1\omega}{\omega^2 - q_1^2}$. При рівності АЧХ ПФ $W_1(s)$

та $W(s)$ фаза $\varphi(\omega)$ більша абсолютним значенням за фазу $W_1(\omega)$ на $|\varphi_2(\omega)|$. Наведені умови однозначності (1), наприклад, не задовольняють ланка записанування з ПФ $e^{-\tau s}$, АЧХ якої є сталою й не залежить від ФЧХ — тобто, астатичні й диференціюючі ланки з ПФ $s^{-\nu}$ й s^{ν} відповідно, ФЧХ яких стали й не залежать від АЧХ. Проте в останньому випадку ланки відносять до М.-ф. с., бо достатньо врахувати, що полюс або нуль на початку координат дають асум фазам відповідно на $-\nu\left(\frac{\pi}{2}\right)$

й $\nu\left(\frac{\pi}{2}\right)$, де ν — кратність полюса або нуля.

Див. Теорія автоматичного регулювання, кн. 1. М., 1967 [бібліогр. с. 743—763]. Честнат Г., Мейер Р. В. Проектирование и расчет следящих систем с систем регулирования. Пер с англ., ч. 1—2. М.—Л., 1959 [бібліогр. ч. 1, с. 485—487].

В. П. Яковлев
МІНІМІЗАЦІЯ ФУНКЦІЙ МЕТОДИ — методи пошуку мінімумів функцій. Пошук максимумів зводиться до пошуку мінімумів змінною знаком ф-ції М. ф. м. — розділ обчислювальної математики, який відіграє велику роль у таких застосуваннях, як вибір оптимальних варіантів у задачах планування, проектування й оптимізації дослідження, керування технологічними процесами чи рухом складних об'єктів тощо. М. ф. м. застосовують ще для розв'язування систем рівнянь і нерівностей, коли відшукують спектр операторів, при розв'язуванні крайових задач та ін.

Найбільше вивчено М. ф. м. стосовно ф-цій, визначених у всьому n -вимірному евклідовому просторі E . Розглянемо їх, не торкаючись дискретних і дискретно-неперервних задач мінімізації, а також задач мінімізації, коли є обмеження. Останні в багатьох випадках можна звести до задач безумовної мінімізації (наприклад, з використанням штрафних функцій). Не будемо розглядати методи аналізування мінімуму, ґрунтовані на безпосередньому використанні необхідних умов екстремуму, бо розв'язування одержуваних при цьому систем нелінійних рівнянь можна розглядати як задачу мінімізації суми квадратів відхилень (або максимуму модуля відхилень). Можливість застосування й порівняння ефективності різних М. ф. м. багато в чому визначаються класом ф-цій, до якого їх застосовують. Більшість М. ф. м. дають змогу відшукувати локальний мінімум, і лише апріорна інформація про властивості ф-ції (опуклість, унімодалність) дає змогу вважати цей мінімум глобаль-

ним. Методи, які гарантують пошук глобального мінімуму в заданій точності для достатньо загальних класів ф-цій, є досить трудомісткими. Практично для знаходження глобального мінімуму в основному використовують поєднання *Мокке-Карло методу* й одного з методів локальної мінімізації.

Широкий клас М. ф. м. описують такою обчислювальною схемою. Нехай $f(x)$ — мінімізовувана ф-ція, визначена в E_n , а $x_0 \in E_n$ — довільно вибрана початкова точка. Припустимо, що $f(x)$ має неперервні частинні похідні до r -го порядку включно ($r \geq 0$) ($f(x)$ розглядатимемо як похідну нульового порядку). Щоб одержати послідовні наближення до локального мінімуму, будемо послідовність точок x_1, \dots, x_k, \dots за ф-лами такого виду:

$$\begin{aligned} x_k = p_k(x_0, \dots, x_{k-1}, f(x_0), \dots, f(x_{k-1}), \dots, \\ \dots, \partial^1 f(x_0), \dots, \partial^1 f(x_{k-1}), \dots, \partial^r f(x_0), \dots, \\ \dots, \partial^r f(x_{k-1})). \end{aligned} \quad (1)$$

де $\partial^i f$ означає вектор частинних похідних i -го порядку ($1 \leq i \leq r$), а p_k — обчислювальні ф-ції своїх аргументів. Порядком наших частинних похідних, обчислюваних для реалізації ф-ли (1), наз. порядком методу. Оскільки група застосовуваних на практиці методів має ту особливість, що інформація, необхідна для обчислювання нового значення x_{k+1} , виражається через обмежену кількість параметрів, обчислених на даному кроці й попередніх кроках процесу. Метод наз. *S-схематичним*, якщо схема алгоритму, починаючи з якогось $k_0 \geq S$, має таку структуру: на $(k+1)$ -му кроці обчислюємо параметри $\varphi_1^{(k+1)}, \dots, \varphi_i^{(k+1)}$, де i — якесь натуральне число, i вектор x_{k+1} за ф-лами такого виду:

$$\begin{aligned} \varphi_1^{(k+1)} = \varphi_1(\varphi_1^{(k)}, \dots, \varphi_1^{(k-s+1)}, \dots; \varphi_i^{(k)}, \dots, \\ \dots, \varphi_i^{(k-s+1)}, x_k, f(x_k), \partial^1 f(x_k), \dots, \partial^r f(x_k); \\ \varphi_1^{(k+1)} = \varphi_1(\varphi_1^{(k)}, \dots, \varphi_1^{(k-s+1)}, \dots; \varphi_i^{(k)}, \dots, \\ \dots, \varphi_i^{(k-s+1)}, x_k, f(x_k), \partial^1 f(x_k), \dots, \partial^r f(x_k); \\ \dots \dots \dots \end{aligned} \quad (2)$$

$$\begin{aligned} x_{k+1} = p_k(\varphi_1^{(k)}, \dots, \varphi_i^{(k-s+1)}, \dots; \\ \varphi_1^{(k)}, \dots, \varphi_i^{(k-s+1)}, x_k, f(x_k), \partial^1 f(x_k), \dots, \\ \dots, \partial^r f(x_k)) \end{aligned}$$

(початкові параметри обчислюють за допомогою спец. процедур). У досить поширених методах спуску оператор p_k конкретизується в такій формі:

$$x_{k+1} = x_k - h_k a_k \quad (3)$$

де h_k — дійсне число, яке наз. кроковим множником, вектор a_k визначає напрям спуску. Серед методів спуску виділяють методи монотонного спуску або релаксаційні методи. Метод (3) наз. релаксаційним, якщо $f(x_k) > f(x_{k+1})$, коли $k = 0, 1, 2, \dots$. Якщо $f(x)$ неперервно диференційовна, то релаксаційність методу (3) забезпечується, коли напрям спуску a_k утворить гострий кут з напрямом градієнта й h_k достатньо малий. Загальну теорію релаксаційних процесів найповніше розвинено для випадку опуклих ф-цій. Як ось, параметри, які характеризують процес, розглядають кут релаксації θ_k (кути між a_k і напрямом градієнта), а також множники релаксації q_k , визначувані рівністю

$$1 - \frac{q_k}{2} = \frac{f(x_k) - f(x_{k+1})}{(\partial f(x_k), x_k - x_{k+1})},$$

де ∂f — градієнт ф-ції f (для квадратичного функціоналу $q_k = 1$ при найшвидшому спуску). Позначимо через $\kappa_k = q_k(2 - q_k) \cos^2 \theta_k$ зведений коеф. релаксації. Необхідна й достатня умова збіжності релаксаційного процесу для дуже опуклої ф-ції $f(x)$: $\sum_{k=0}^{\infty} \kappa_k = \infty$.

Серед релаксаційних методів найвідоміші градієнтні методи. Розглянемо докладніше односторонні методи градієнтного типу. Загальна схема їх така: $x_{k+1} = x_k - A(x_k) \partial f(x_k)$. В рамках цієї схеми можна виділити такі модифікації:

а) градієнтний спуск з постійним кроком: $A(x_k) = \alpha I$; $\alpha = \text{const}$; I — одинична матриця;

б) найшвидший градієнтний спуск: $A(x_k) = h_k I$, де h_k визначається в умови мінімуму $f(x_k - h_k \partial f(x_k))$;

в) метод Ньютона — Рафсона: $A(x_k) = H^{-1}(x_k)$, де H — гессіан у точці x_k , $H = - \left\{ \frac{\partial^2 f}{\partial x_i \partial x_j} \right\}_i$;

г) проміжні схеми: $x_{k+1} = x_k - (\alpha_k I + \beta_k H^{-1}(x_k)) \partial f(x_k)$.

До найпоширеніших двосторонніх градієнтних методів можна зарахувати методи спряжених градієнтів. Прикладом двосторонньої схеми є метод спряжених градієнтів Флетчера — Рівза

$$\begin{aligned} x_{k+1} &= x_k + \alpha_k^* \varphi_k \\ \varphi_k &= -\partial f(x_k) + \beta_k \varphi_{k-1}; \quad \varphi_0 = -\partial f(x_0); \\ \beta_k &= \frac{|\partial f(x_k)|^2}{|\partial f(x_{k-1})|^2}; \\ \alpha_k^* &: f(x_k + \alpha_k^* \varphi_k) = \min_{\alpha_k \geq 0} f(x_k + \alpha_k \varphi_k). \end{aligned}$$

Методи а) й б) за достатньо загальних умов (перший — коли α — досить мале) збігаються до локального мінімуму зі швидкістю геом. прогресії. Метод в) за досить загальних умов збігається з досить малого околу мінімуму з квадратичною швидкістю. Проміжна схема г) в гнучкішій формі дає змогу за певного регулювання послідовностей $\{\alpha_k\}$ і $\{\beta_k\}$ теж одержати квадратичну швидкість зближення при слабших вимогах на початкове наближення.

Важкою ценою цих методів є необхідність обчислення гессіана. Цієї вади немає в методах спряжених градієнтів і т. в. алгоритмах зі змінною метрикою, що мають властивість прискореної зближності для достатньо гладких ф-цій в околі мінімуму. Схеми алгоритмів зі змінною метрикою за своїм характером є комбінацією схеми спряжених градієнтів і методу Ньютона — Рафсона. Одночасно з рухом за схемою типу спряжених градієнтів відбувається ітеративна апроксимація матриці, оберненої гессіанові в точці мінімуму. Після кожного n кроків процесу роблять крок за методом Ньютона — Рафсона, де замість H^{-1} виступає П-апроксимація.

Якщо градієнт $f(x)$ розриваний, перелічені вище методи не застосовні. Тому велике значення мають методи мінімізації опуклих (або обов'язково диференційованих) ф-цій: ці методи можна умовно поділити на 2 групи: 1) методи градієнтного типу і 2) методи осічних площин. До 1-ї групи входять різні модифікації узагальнених градієнтних методів, а також схеми з прискореною зближністю, оснований на розтягуванні простору в напрямі градієнта або різниці двох послідовних градієнтів. До методів 2-ї групи належить, напр., метод Келлі. Нехай M — опукла (обмежена) множина, на якій визначено $f(x)$, і x_1, \dots, x_k — послідовність точок, у яких обчислюється узагальнений градієнт $g_i(x_i)$, $i = 1, \dots, k$. Тоді x_{k+1} належить як розв'язок задачі:

відшукати $\min_{x \in M} \max_{i=1,2,\dots,k} \{f(x_i) + \langle g_i(x_i), x - x_i \rangle\}$. Метод Келлі збігається по функціоналу за будь-якого початкового x_1 . З поширених методів мінімізації слід відзначити, зокрема, метод Ярі для мінімізації ф-цій з дуже витягнутими гіперповерхнями рівня; метода координатного пошуку зі змінюваною системою координат; методи випадкового пошуку; комбіновані методи швидкого спуску й випадкового пошуку, коли напрям спускання ф-ції відшукують методом Монте-Карло; метода диференційного спуску, статистичної апроксимації методи тощо. В задачах опт. регулювання велике значення мають методи пошуку нульового порядку. В основі алгоритмів мінімізації для цього випадку звичайно лежить ідея лінійної або квадратичної апроксимації мінімізованої ф-ції або різницева апроксимація відповідних частинних похідних. Для по-

шуку екстремуму глобального запропоновано кілька методів. Осн. з них: метод Монте-Карло, комбінація методу Монте-Карло визначення початкової точки з одним з алгоритмів локального пошуку, методи, оснований на побудові нижньої обвідної даної ф-ції, методи послідовного виділення підмножин, методи побудови траєкторій, які асудно щільно покривають область визначення ф-ції, й мінімізація вздовж цих траєкторій.

Для розв'язування спец. класів багато-екстремальних задач використовують методи програмування динамічного.

Тепер створюють оптим. алгоритми мінімізації ф-цій різних класів. Нехай $C_{n+1,L}^n \equiv \equiv P$ — клас ф-цій, які визначено в кубі $\Pi_n: 0 \leq x_i \leq 1; i = 1, \dots, n$ і які мають в Π_n частинні похідні до s -го порядку, що задовольняють умову Ліпшица з константою L . Будь-який алгоритм мінімізації $f(x)$ із P , $x \in \Pi_n$, який використовує інформацію про значення f та Π похідних до r -го порядку включно ($r \geq 0$) не більше, як в N точках Π_n , еквівалентний (щодо результату) якомусь алгоритмові A одержання послідовності ітерацій (1) для $k = 1, \dots, N-1$ і апроксимації пуканого значення $\inf_{x \in \Pi_n} f(x)$ за допомогою під-

сумкової операції

$$r_N(f, A) = S_N(x_0, \dots, x_{N-1}, f(x_0), \dots,$$

$$f'(x_{N-1})).$$

де S_N — якась обчислювальна ф-ція.

Позначимо

$$v(f, N, A) = |r_N(f, A) - \inf_{x \in \Pi_n} f(x)|,$$

$$v(F, N, A) = \sup_{f \in F} v(f, N, A);$$

$$v(F, N) = \inf_A v(F, N, A).$$

Алгоритм, для якого досягають $v(F, N)$, наз. оптимальним. Умови $v(F, N, A) | v(F, N) \rightarrow 1, N \rightarrow \infty$ і $v(F, N, A) | v(F, N) \leq \text{const}, N \rightarrow \infty$ означають відповідно асимптотичну оптимальність і оптимальність за порядком алгоритму A . Можна показати, що

$v(S_{s+1,L}^n, N) = O(1/N^{s+1/n})$, причому вибір $r, 0 \leq r \leq s$ впливає лише на константу в указаній оцінці. В окремому випадку $s = 0$ і $N = m^n$ маємо

$$\begin{aligned} v(C_{1,L}^n; m^n) &= \\ &= \sup_{x \in \Pi_{1,L}} \left| \min_{0 \leq v \leq N-1} f(x_v) - \frac{1}{4m} \inf_{x \in S_N} f(x) \right| = \\ &= \frac{L}{4m}, \end{aligned}$$

де $x_v = \frac{1}{2m}$ — мінім. сітка Π_n .

Інший підхід до побудови оптимального алгоритму мінімізації пов'язаний з узагальненням ідей послідовних статистичних вирішень. Алгоритми мінімізації розглядають як керувану послідовність дослідів, кожен з яких дає той чи інший наслідок. На сукупності наслідків визначають апріорну ймовірнісну міру. Одержавши конкретний наслідок чергового дослідження, роблять перерозподіл ймовірностей за ф-лою Байєса і вибирають наступний дослід або приймають остаточне рішення. Алгоритми різняються правилом, за яким вибирають наступний дослід, і правилами зупинки і вибору остаточного рішення. Якість рішення визначається ф-цією втрат, яку утворюють відповідно до одержаного на даному етапі ймовірнісного розподілу. В цих термінах ставлять задачу вибору оптимального алгоритму як побудову послідовного байєсового правила пошуку рішення. Така постановка цікава тим, що в її рамках можна враховувати статистичні властивості класу розв'язуваних задач і ставляти середні втрати, пов'язані з логічною розв'язку, з втратами, які пов'язані з уточнюванням його.

Літ. 1. Ю. В. Я. Ю. М., Майстровська Г. Д. Общия теория релеционных процессов для вычисления функционалов в абстрактных математических науках, 1970, т. 25, к. 1. М. Калевич В. С. Последовательные алгоритмы минимизации их применение «Кибернетика», 1965, № 1. 2. Иванова В. В. Об оптимальных алгоритмах минимизации в классе дифференцируемых функций // Доклады АН СССР, 1971, т. 201, № 3, 3. Я. Я. Д. Д. Методы поиска оптимального Парсонса М., 1967.

В. В. Тонко В. С. Миллерова, Н. З. Шар.

МІНІМІЗАЦІЯ НАБОРУ ОЗНАК — знаходження для заданої первісної множини (набору) ознак такої мінімальної (в розумінні кількості ознак) підмножини цих ознак, яка за обраного правила вирішувального може забезпечити задані обмеження ризику розпізнавання, зокрема, ймовірності помилок розпізнавання. В результаті М. н. о. зменшується вимірність простору сигналів, у якому здійснюється розпізнавання. М. н. о. має сенс, якщо заздалегідь відомо, що первісний набір ознак може забезпечити розпізнавання з ризиком, що більшим за допустимий. Дуже часто М. н. о. здійснюється в умовах, коли не допускається збільшення ризику порівняно з ризиком для первісного набору. Приклади задач М. н. о. 1) Задано первісний набір з n ознак $x_i, i = 1, 2, \dots, n$, і відомо, яким є спільний розподіл ймовірностей цих ознак для кожного класу. Нехай відомо ще й те, що байєсівське вирішувальне правило (див. ще Байєсівський метод) забезпечує для первісного набору ознак ймовірність помилок розпізнавання, що дорівнює нулеві. Треба, включаючи окремі ознаки з набору, знайти мінім. набір, який забезпечує за байєсівського вирішувального правила ймовірність помилок розпізнавання, не більшу за задану помилку P . 2) У просторі n двійкових ознак $x_i, i = 1, 2, \dots, n$, задано *категорію вибірки*. Нехай відомо, що в цьому просторі підвибірки окремих класів не перетинаються. Треба, включаючи окремі ознаки, знайти мінім. набір

ознак, у просторі яких підвибірки окремих класів, як і раніше, не перетинаються.

Задача М. н. о. виникає в результаті розчленування складної задачі розпізнавання на ряд простіших підзадач. М. н. о. здійснюється в процесі розроблення *розпізнавальної системи* і сприяє спрощенню і зменшенню вартості цієї системи. У матем. плані задачі М. н. о. є задачами програмування математичного, в основному дискретного, і розв'язуються за допомогою відповідних методів. Крім точних методів розв'язування задач М. н. о., іноді застосовують методи, які хоч і не гарантують найкращого розв'язку, але є простішими для обчислювань. До них належать методи, які забезпечують знаходження розв'язків, досить близьких до точного (напр., використання випадкового пошуку).

Розв'язувати численні практично важливі задачі М. н. о. досить важко, бо, по-перше, треба при цьому визначати ризик розпізнавання, а отже, і розв'язувати задачі розпізнавання для окремих наборів ознак (це не завжди можна виконати через велику кількість таких наборів і складність задачі розпізнавання), а, по-друге, немає ефективних обчисл. методів дискретного програмування, придатних для розв'язування задач М. н. о. Тому дуже часто відхиляються неінформативних наборів ознак здійснюється на основі інтуїції й лише для невеликої кількості відібраних наборів експериментально оцінюють ризик розпізнавання, а після цього знаходять мінім. набір. Іноді М. н. о. розуміють децю ширше — як знаходження мінім. набору вторинних ознак, які одержують певним способом з первинних ознак і які є деякими функціями цих первинних ознак. Такими ознаками можуть бути, напр., різні лінійні порогові функції від первісного набору. Задачі М. н. о. в цьому випадку набагато складніші. Доцільність розв'язування таких задач не є ясною, бо перехід до вторинних ознак і мінімізація набору цих ознак не гарантує зменшення вартості розпізнавальної системи порівняно з вартістю системи, коли використовують мінім. набір первинних ознак. Це може бути зумовлено значними затратами на апаратуру для обчислювання значень вторинних ознак. Тому питання про доцільність вибору мінім. набору вторинних ознак варто вирішувати окремо в кожному конкретному випадку.

Т. К. Винчик.

МІНІМІЗАЦІЯ СХЕМ ЦОМ — процес поліпшення структур різних компонентів цифрової обчислювальної машини, який веде до зменшення витрат апаратури. Задачу М. с. ЦОМ розв'язують на етапі *елементного синтезу ЦОМ*. Мета її — підвищити економічність схем за умови, що буде збережено (або поліпшено) характеристики ефективного функціонування (швидкодії та надійності). Цю задачу можна розглядати окремо для блоків ЦОМ *типових* та апаратури пристроїв керування — *автоматів керування*. Оскільки число різних типів блоків ЦОМ порівняно невелике (*суматори, лічильники, регістри й дешифра-*

тори) і для кожної елементарної структури ЦОМ, як правило, визначено різні конфігурації цих блоків, задача М. с. типових блоків ЦОМ зводиться в основному до вибирання (відповідно до специфіки використання блоків в ЦОМ) з відомих наборів типових схем найекономічніших для використовуваної елементарної структури.

Велика різноманітність схем керуючих автоматів не дає змоги аналогічно розв'язувати завдання мінімізації їх. Досі ще немає заг. методів М. с. автоматів при довільному виборі функціонально повної системи операторів елементарних. У зв'язку з цим розв'язання заг. задачі М. с. автоматів зводиться, як правило, до розв'язання кількох окремих підзадач. Так, напр., у рамках поширеного канонічного методу синтезу автоматів структурного, задача мінімізації зводиться до задачі мінімізації числа станів автомата (пам'яті автомата) і до задачі мінімізації комбінаційних схем автомата, описуваних системами логічних функцій. Першу з цих розв'язують у рамках абстрактної теорії автоматів (напр., метод Ауфенкампа — Хона), а другу — в рамках структурної теорії автоматів із заданими розроблених в алгебрі логіки (булевої алгебри) методів мінімізації перемінливих функцій (див. Блейк алгоритм, Квадран метод мінімізації, Мак-Класі алгоритм, Карнау карта) і наступним врахуванням реальних фіз. характеристик, застосуванням логічних елементів ЦОМ та елементів пам'яті.

Природнішою є постановка задачі М. с. автоматів, при якій прагнуть мінімізувати заг. кількість витрат апаратури, необхідної для реалізації всього автомата, а не окремих його частин — комбінаційної та запам'ятовувальної, бо це в заг. випадку не забезпечує мінімуму сумарних витрат апаратури на схему в цілому. Ідея такої постановки полягає в зображенні схеми автомата у вигляді сітки в простіших автоматах частинках, що задовольняють ті чи інші властивості (напр., властивість незалежності функцій дешифрування автомата від числа його станів тощо). В результаті цього кількість елементарних автоматів, що їх вибирають для реалізації автомата, більша за необхідний мінімум, але функції комбінаційної частини схеми, що складаються з функцій збудження, виходів та дешифрування, виходять досить простими. А загальною кількістю логічних операторів, які реалізують синтезовану схему, значно зменшують.

Розглянуті вище та інші методики М. с. використано під час проектування схем ЦОМ 1-го й 2-го покоління. Це пояснюється тим, що наслідком мінімізації заг. кількості логіч. операторів схеми було скорочення заг. кількості операторів елементарних, бо в ЦОМ перших поколінь кожний логіч. оператор, як правило, реалізували на базі самостійно конструктивно оформленого елементарного оператора. Однак для ЦОМ 3-го покоління (а тим більше для майже подальших поколінь) роз-

глянуті вище методики М. с. виявилися не такими ефективними. Причина цього полягає в тому, що за останні роки значно зріс рівень розвитку елементно-технологічної бази ЦОМ, зокрема, високого ступеня досягла інтеграція, а це приводить до того, що один технологічний неподільний елементарний оператор (модуль) містить кілька десятків (а в наступному — і кількості) логічних операторів. За цих умов ефективно використання розглянутих методик обмежується мінімізацією числа елементарних компонент (p — n -переходів) окремих модулів, але це практично не зменшує заг. кількості модулів, з яких складається синтезована схема. Тому, розв'язуючи проблеми М. с. сучасних ЦОМ, з одного боку, доводиться розв'язувати чимало нових задач, напр., таких, як задача мінімізації заг. кількості модулів, що реалізують схему, задача вибирання наборів типових модулів для синтезу схем ЦОМ, різні оптимізовані задачі покриття функціональних схем ЦОМ наборами типових модулів тощо, а з другого боку, проблема М. с. дістає інтерпретацію в термінах задач оптимізації алгоритмів функціонування схем пристроїв ЦОМ. Комплексне розв'язання цих задач переносить розв'язання проблеми М. с. сучасних ЦОМ з сталу елементарного синтезу схем на вищі етапи алгоритмічного синтезу ЦОМ та блокового синтезу ЦОМ. Алгоритми і блоковий синтез ЦОМ ефективно реалізуються в рамках систем автоматизації проектування ЦОМ.

Лит. Глушко В. М. Синтез цифрових автоматів М., 1962 [Сб. логіст. с. 464-489]. Рабинovich З. І. Елементарні операції в чисельних машинах Н., 1966 [Сб. логіст. с. 299-301]. Рабинovich З. І., Калитозова Ю. В., Кошутаєв З. И. Методика кодирования состояний конечных автоматов с точки зрения минимизации аппаратурных затрат В кн. Теория дискретных автоматов Рига, 1967 В. М. Князев.

МИНІМІЗАЦІЯ ЧИСЛА СТАНІВ АВТОМАТА — побудова за довільно заданим скінченним автоматом автомата з найменшим можливим числом станів, який має ту саму поведінку, як і первісний автомат. Розв'язування задачі мінімізації полягає в знаходженні ефективного алгоритму мінімізації. Застосовують його і в абстрактній теорії автоматів і при проектуванні реальних автоматів.

Для скрізь визначених ініціальних M_{1st} автомата задача мінімізації зводиться до побудови зведеного автомата, еквівалентного даному (тобто такого, що представляє те саме відображення, що й первісний автомат). У цьому разі використовують теорему про існування і єдиність зведеного автомата. Найвідомішим алгоритмом мінімізації скрізь визначених автоматів є алгоритм Ауфенкампа Хона, який полягає в побудові послідовності спец. розбиттів множини станів первісного автомата. У розбитті, що його одержують на n -му кроці ($n = 1, 2, \dots$), в один клас об'єднуються стани, які представляють відображення, що збігаються на всіх словах довжини $\leq n$. Через скінченну кількість кроків така послідовність розбиттів стабілізується на розбитті, яке визначає певне відношення конгру-

євності. Фактор-автомат за цим відношенням є зведеним автоматом, еквівалентним первісному. Алгоритм легко піддається автоматизації.

Розв'язування задачі мінімізації для часткових Х-У-автоматів передбачає перебарвлення покриттів множини станів автомата класами станів з властивістю підстановки, тобто таких покриттів $(A_i)_{i \in X}$, що для будь-якої пари (i, x) , де $i \in I$, $x \in X$ існує $i \in I$ таке, що $A_i x = A_j$ і для будь-яких $a, b \in A_i$, $X(a, x) = X(b, x)$. Кожне таке покриття визначає еквівалентне продовження даного автомата, тобто визначає автомат, який представляє продовження автоматного відображення, що відповідає первісному автоматові. Покриття з мінім. числом класів дає мінім. автомат.

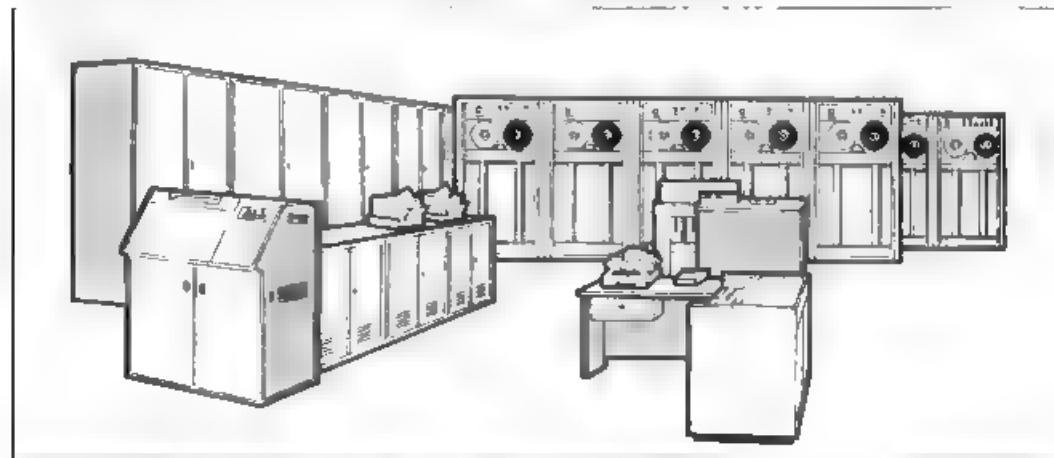
Літ. Глущук О. Н. М. Сметая цифрових автоматів. М., 1982 [бібліогр. с. 484—489].

Ю. В. Калітонова.

«МІНСК» — сімейство електронних цифрових обчислювальних машин загального призначення середньої продуктивності. Машини серії «Мінск-1» («Мінск-11», «Мінск-12», «Мінск-14») застосовували здебільшого для розв'язування інженерних, наук. і конструкторських задач матем. і логічного характеру. Машини серії «Мінск-2» («Мінск-2а», «Мінск-22») призначені для розв'язування наук.-тех. і планово-економ. задач. ЕЦОМ серії «Мінск-2» виконано на напівпровідниковій елементній базі. Завдяки агрегатній конструкції й можливості варіювати склад пристроїв машини можна широко використовувати в обчислювальних центрах, у в.-д. ін-тах, конструкторських бюро та на пром. підприєм-

ствах; ємність зовнішнього ЗП на магн. стрічках — 1,6 млн. слів. Передбачено введення інформації з перфострічок, перфокарт і рулонного телетайпа, виведення інформації на перфострічку, перфокарти, телетайп, друкування алфавітно-цифрового тексту. ЕЦОМ «Мінск-23» своїми параметрами максимально наближена до процедур обробки різних видів інформації і має такі особливості розрядності: II — довільної довжини; система числення — десяткова; машина може працювати в 64 зовн. пристроях; має ефективну систему команд для обробки масивів інформації. «Мінск-23» може обробляти інформацію, представлену на перфокартах, перфострічках, формалізованих бланках, а також приймати й видавати інформацію по телефонних і телеграфних каналах зв'язку (через апаратуру передавання даних типу «Мінск-1500» або «Мінск-1550»). ЕЦОМ «Мінск-23» можна використовувати для попередньої обробки інформації, якщо вона працює разом з машинами з вищою продуктивністю.

ЕЦОМ «Мінск-32» (мал.) — багатопрограмна обчисл. машина загального призначення серед. продуктивності, є дальшим розвитком сімейства машини серії «Мінск-2». «Мінск-32» має програмну сумісність з машиною «Мінск-22» (якщо додати узагальнюючий пристрій або програму суміщення). Осн. риси, якими «Мінск-32» відрізняється від сімейства машини «Мінск-2»: більша ємність оперативного ЗП; можливість багатопрограмної роботи; наявність захисту програми в оперативному ЗП; можливість підключення до повільного каналу машини до 104 зовн. пристроїв, наявність швидкого каналу, завдяки чому мож-



Цифрова обчислювальна машина «Мінск-32».

ствах. «Мінск-22» має такі тех. характеристики. Форма представлення чисел — з фіксованою й плаваючою комою; система числення — двійкова, довжина слова — 37 двійкових розрядів; структура команд — двоадресна; середня швидкість — 5 тис. операцій на 1 сек; ємність оперативного ЗП на феритах — 8192

на піднятих зовнішніх нагромаджувачі типу магн. барабани, диски і магн. стрічок (до 32 пристроїв); можливість одночасної роботи зовн. пристроїв швидкого і довільного каналів; можливість посимвольної обробки інформації; наявність програмно-апаратної служби часу; можливість роботи в багатомас-

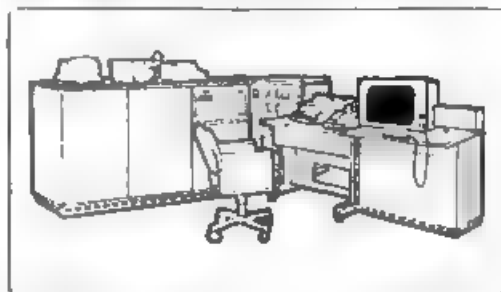
швидкому комплексу (до 8 ЕЦОМ «Мінськ-32» через спец. комутатор). Осн. характеристики ЕЦОМ «Мінськ 32»: структура команд одно- і двокадрова; форма представлення чисел — двійкова, з плаваючою і фіксованою комою, та десяткова; розрядність — 37 двійкових розрядів, а при обміні з зовн. пристроями — 8 двійкових розрядів. Середня швидкість процесора — 25 тис. операцій за 1 сек. Більшість оперативного ЗП — до 65 536 слів, ємність зовнішнього ЗП на магн. стрічках — до 16 млн. машинних слів. Швидкість введення в перфокарт — 800 карт за 1 хв, швидкість введення в перфострічок — 1500 знаків за 1 сек, швидкість виведення на перфокарті — 100 карт за 1 хв, швидкість виведення на перфострічку — 80 знаків за 1 сек, швидкість друкування алфавітно-цифрового тексту — 600 знаків за 1 сек, швидкість введення-виведення з друкарської машинки — 10 знаків за 1 сек. За допомогою спец. електронних годинників програма «диспетчера» може слідувати за розв'язуванням до 4 робочих програм одночасно. Машину виконано на напівпровідникових елементах і феритах. ЕЦОМ «Мінськ-32» поставляють разом з матем. забезпеченням, у т. ч. програми система сумісності з ЕЦОМ «Мінськ-22», транслятор в алгоритми мови КОБОЛ, транслятор з машинно-орієнтованої мови символічного кодування, службові програми, система «диспетчера», типові програми для обробки інформації, тестові програми для перевірки працездатності окремих пристроїв і ЕЦОМ у цілому. На базі ЕЦОМ «Мінськ 32» можна створювати тех. комплекси для автоматизованих систем управління підприємствами, об'єднаннями, м-вами і відомствами.

Лит. - Прикладовский В. В. [та ін.]. Мультипрограммная электронно-вычислительная машина «Минск-32». В кн. Труды Всесоюзной конференции по вычислительным системам, в. 1. Новосибирск 1968; Котарский Д. [та ін.]. Автоматические приборы регуляторы и управляющие машины. (Практическое пособие. Л. 1968. Грубова В. И. Кирдаев В. С. Электронные вычислительные машины и моделирующие устройства. Справочник К. 1969 (Материал с 179—181).

М. І. Миринюк.
«МІР», машина для інженерних розрахунків — сімейство малих електронних цифрових обчислювальних машин, призначених для розв'язування широкого кола інженерно-конструкторських математичних задач. Розроблено ці машини в Ін-ті кібернетики АН УРСР. Характерною рисою сімейства машин є простота спілкування людини з машиною. У першій серійній машині сімейства, яку назвали «МІР» (1965), вперше в СРСР структурно реалізуються алгоритми, мова, близька до математичної. Внутр. мова машини значною мірою збігається з зовнішньою, й це дає змогу контролювати виконання алгоритму й легко «втручатися» в хід обчислювань, змінюючи введені алгоритми, формули, коефіцієнти, точність обчислювань і т. д.

Машина «МІР» може розв'язувати системи лінійних алгебричних рівнянь до 20-го порядку, системи звичайних диференціальних

рівнянь, диференціальні рівняння в частинних похідних у сітковій області на 200—250 вузлів та системи нелінійних рівнянь до 6-го порядку. Можна знаходити власні значення для симетричних матриць до 18-го порядку, усі корені алгебр. многочлена до 120-го порядку та розв'язувати інтегр. рівняння типу Фредгольмових 2-го роду. Можна розв'язувати й деякі задачі лінійного програмування з кількістю вузлів до 100, розраховувати сіткові графіки на 100 подій і т. п. У системі зовн. матем. забезпечення є й програми для



Цифрова обчислювальна машина «МІР-2».

інтерполяції та апроксимації функцій, обчислювання різних спец. функцій, чисельного інтегрування і диференціювання, одержування псевдовипадкових чисел, статистичної обробки результатів тощо.

Пристрій керування (ПК) машини — мікропрограмний багаторівневий асинхронний, він складається з двох мікропрограмних матриць різного рівня, реалізованих на основі довгочасного ЗП загальною ємністю близько 700 тис. бітів, з циклом звертання 4 мсек. ПК попередньо здійснює синтаксичний контроль програми й економічно реалізує дозозну інформацію в оперативному ЗП (ОЗП), виконавцю на феритових осердях (ємність 4096 символів, час звертання 14 мсек).

В разі переповнення ОЗП проводиться стиснення інформації, а звільнена ємність використовується для дальшого записування. Для організації стеків (до шести) в будь-яких ділянках пам'яті служить надоперативний ЗП — НОЗП (оперативні регістри). Арифметичний пристрій (АП) — табличний, побудований на основі арифм. матриць послідовно-паралельної дії. Як регістри порядку й мантиї використовуються вся ємність ОЗП. Час додавання (або множення) двох 6-розрядних цифр — до 50 мсек, ефективна швидкодія при розв'язуванні інженерних задач — до 8 тис. операцій за 1 сек. Форма представлення чисел, їхня розрядність і діапазон — довільні. Введення і виведення інформації здійснюється за допомогою електрифікованої друкарської машинки.

Модифікація «МІР-1» (створена 1968) відзначається наявністю пристрою введення — виведення на перфострічку, а ніж застосовано вузли підвищеної надійності.

«МІР-2» (її розроблено 1969) — перша серійна машина, яка реалізує структурними

способами аналітико-цифрові перетворення та мови АНАЛІТИК і «МИР». Передбачено й можливість спілкування людини з машиною в режимі діалогу — з допомогою пристрою відображення зі світловим олівцем, який забезпечує оперативне введення, контроль і редагування інформації та відображення на екрані електроннопроменевої трубки проміжних і остаточних результатів розв'язування задач. Вводжувані інформації зберігаються в буферному ЗП, який працює на феритових осердях (ємність — 4096 слів, час звертання — 12 мксек). «МИР-2» розв'язує ширше коло матем. задач у буквенному й цифровому вигляді й забезпечує розв'язування основних задач лінійної алгебри (і числових, і аналітичних), розкривання визначників у буквах, розв'язування систем лінійних рівнянь з буквеними коефіцієнтами та ін. Машина забезпечує розв'язування всіх задач, записаних мовою «МИР», і допускє введення їх з перфострічок, підготовлених для машини «МИР-1». Селекторний канал допускє відмикання до 64 зовнішніх пристроїв (у т. ч. і ЦОМ). Елементарна система пріоритетного чергування. У «МИР-2» застосовано арифметико-логічний пристрій (АЛП) для буквенно-аналітичних перетворень. Сім операційних регістрів НОЗП служать для організації стеків та виконання службових функцій при роботі АЛП. ОЗП ємністю 8192 слова виконано на феритових осердях, час звертання — 12 мксек. Машину обладнано пристроєм введення—введення на магнітні карти й на перфострічку та електрифікованою друкарською машинкою. Ефективна швидкість машини — до 12 тис. операцій за 1 сек. Елементна база ЕЦОМ сімейства «МИР» — потенціальна. У ній використано уніфіковані модулі типу «МИР-1», виконані на дискретних напівпровідникових елементах.

Літ. Електронна цифрова вычислительная машина МИР. К., 1966. Цифровая вычислительная машина МИР-2. К., 1971.

М. Г. Калачин.

МІРИ СКЛАДНОСТІ в теорії автоматів. Для постановки й дослідження задач *автоматів теорії* характерні є порівнювання автоматів або реалізовуваних ними операторів за ступенем їхньої складності. Як правило, це пов'язано з пошуком опт. розв'язку (напр., при *автоматиз. синтезі*). Міри й критерії складності класифікують, виходячи з того, що саме вони характеризують — складність самих автоматів чи складність обчисл. процесів, які відбуваються в автоматах (див. *Складність обчислюв.*).

Складність автоматів. Як міру складності тут розглядають функціонал μ , що відноситься кожному автомату \mathcal{A} в досліджуваному класі автоматів число $\mu(\mathcal{A})$, яке характеризує його розмірність (складність). Напр., як М. с. скінченного детермінованого автомата можна взяти число k його станів, тоншим критерієм складності автомата є число його команд, яке дорівнює добутку mk , де m — число букв у вихідному алфавіті. Цей самий добуток можна розглядати як

М. с. і для певних типів *автоматів зростаючих*. До них належать *Тьюрінга машина*, яка має m стрічкових символів і k станів головки, автомат Неймана, елементи якого є *автоматами скінченими* в параметрах m та k та ін. Вдалість такого вибору міри підтверджує, напр., такий факт: роботу будь-якої машини Тьюрінга \mathcal{A} можна досить добре імітувати роботою іншої машини \mathcal{B} , яка має лише два стани (або два стрічкові символи), причому для обох машин число команд $m \cdot k$ залишається майже незмінним. Інші результати, які використовують цю М. с., встановлюють верхні й нижні оцінки складності автоматів універсальних у тому або іншому класі зростаючих автоматів. У структурній теорії скінчених автоматів автомат задають у вигляді схеми, напр., у вигляді *сітки логічної*. В цій ситуації М. с. звичайно характеризують кількість і асортимент елементарних компонент (елементів), з яких складається схема. Розглянемо, напр., логіч. сітку над базисом $L = \{B_1, \dots, B_r, \dots, B_p\}$ таким, що елементи типу B_i приписано вагу r_i . Тоді за складність логіч. сітки, яка має m_i екземплярів типу B_i ($i \leq r$), природно взяти суму $\sum r_i m_i$. Зокрема, коли елементи вважають за рівноцінні, складність визначають загальною кількістю елементарних компонент (до речі, складність *схеми логічної* той визначають кількістю Π контактів). Вада описаних мір полягає в тому, що вони не враховують топології схеми, тобто специфіки зв'язань між окремими елементами (напр., максимальної кількості вхідних полюсів, які можна підімкнути до одного вихідного полюса, тощо). Серед мір, у яких ця обставина врахована, слід відмітити глибину схеми без циклів, тобто максимальну довжину шляхів, які ведуть від входу схеми до її виходу. Глибину схеми можна інтерпретувати як час її спрацювання. Як інші міри можна розглядати й добуток k збудув. рівнів описаних мір, або результат іншої підходящої операції над ними (напр., добуток кількості елементів схеми на її глибину). Якщо зафіксовано якусь М. с. для автоматів, то тим самим індукуються й М. с. для реалізовуваних ними операторів. Тобто складність оператора T природно вважати мінімальною μ складностей автоматів, які реалізують цей оператор. Так можна розглядати, напр., складність *булевих функцій* (булеву ϕ -цію розглядають як істиннісний оператор — поведінку автомата без пам'яті). На основі вказаних концепцій структурної складності скінченного автомата вдалося одержати багато тонких оцінок (верхніх і нижніх) складності булевих ϕ -цій різних класів і взагалі скінченно-автоматичних операторів різних типів (див. *Синтез автоматів структурний*). Аналогічні М. с. використовують і в інших галузях математики й кібернетики. Напр., складність формули, за якою обчислюють многочлен, вимірюють кількістю арифм. операцій, які фігурують у цій формулі. В *алгоритміч. теорії* розглядають загальну ситуацію, коли μ

є функціоналом, визначеним на якій-небудь множині конструктивних об'єктів (напр., слів, нормальних алгебрів, численні тощо), і досліджують складнісні закономірності при досить загальних припущеннях щодо функціоналу μ (див. *Алгоритми складності*).

Складність обчислювань. Нехай зафіксовано якийсь клас K автоматів і концепцію поведінки автоматів в K , відповідно до якої кожний автомат реалізує словарний оператор. Вважають, що всі оператори задано словами одного й того самого алфавіту Z (але не обов'язково, щоб їх було визначено для всіх слів у цьому алфавіті). Як $M. c.$ обчислювань розглядають функціонал σ , який відносить до кожної пари (Ω, α) , де $\Omega \in K$, α — слово алфавіту Z , для якого оператор, реалізовуваний автоматом K в визначенні — число $\sigma(\Omega, \alpha)$. Це число характеризує складність роботи автомата Ω стосовно перших даних, закодованих у вигляді слова α , до виходу відповідного результату. Напр., як $\sigma(\Omega, \alpha)$ можна взяти число елементарних кроків, в яких складається робота автомата (наприклад, тривалість процесу обчислювання), або обсяг пам'яті, який може знадобитися, щоб записувати всі проміжні результати цього процесу і т. д. Можна ще вважати, що в розглядуваній ситуації $M. c.$ є оператор (тобто сигналізуючий оператор), який виставляє в автоматом Ω ф-цію $\sigma_{\Omega}(\alpha) = \sigma(\Omega, \alpha)$ аргумента α (сигналізуючу ф-цію). $M. c.$ обчислювань, як і M с автоматів, можна використовувати для характеристики складності операторів, реалізовуваних автоматами даного класу. Проте між цими двома підходами є істотна різниця, яка полягає ось у чому. Оскільки складність автомата Ω вимірюють дійсним числом, то будь-які два автомата розгляданого класу можна порівнювати за складністю. Звичайно вважають, що значеннями μ можуть бути лише натуральні числа, тому для кожного оператора існує автомат з мінім. складністю, який реалізує цей оператор: цю складність і беруть за складність оператора. А якщо розглядають $M. c.$ обчислювань, то сигналізуючі ф-ції σ_{Ω} двох автоматів Ω_1, Ω_2 можуть виявитися й непорівнянними (давати, якщо вважати, як це прийнято, що $\sigma_{\Omega_1} < \sigma_{\Omega_2}$ майже для всіх α , тобто для всіх α , за винятком, може, скінченного числа їх, $\sigma_{\Omega_1}(\alpha) < \sigma_{\Omega_2}(\alpha)$). Тому найкращого обчислення може априорі й не існувати; строго доведено, що так і буває насправді. Тому обмежуються слабшою характеристикою складності оператора T , а саме: підшуковують ф-ції $\varphi_1(\alpha)$ (нижню оцінку) і $\varphi_2(\alpha)$ (верхню оцінку), які були б по можливості близькими одна до одної й такі, що, по-перше, існує автомат Ω , який реалізує оператор T , причому $\sigma_{\Omega}(\alpha) < \varphi_1(\alpha)$ майже для всіх α , а по-друге, для будь-якого автомата Ω розгляданого класу, який реалізує оператор T , $\sigma_{\Omega}(\alpha) > \varphi_1(\alpha)$ майже для всіх α .

Явища інваріантності. Розглядають різні $M. c.$ залежно від досліджува-

ного класу автоматів. Проте навіть для одного й того самого класу автоматів можливі різні сигналізуючі оператори, так само, як для автоматів одного класу можливі різні $M. c.$, про що сказано вище. Напр., для машин Тьюрінга можна розглядати сигналізуючі функції часу, сигналізуючі функції вмістості (тобто пам'яті) тощо. Опіюки складності операторів належать від того, яку $M. c.$ автоматів або яку $M. c.$ обчислювань покладено в основу теорії. Але при цьому виявлено й деякі явища інваріантності, які полягають ось у чому: якщо оператор T_1 є значно складнішим за оператор T_2 , при одній концепції складності, то це відношення зберігається й при іншому виборі міри. Явища такого роду стосовно до обчислювань найзручніше досліджувати в рамках аксіоматичної теорії обчислювань. Досліджуванням складної схеми реалізації скінченноватоматних операторів (зокрема, булевих ф-цій), встановлено й те, що складність оператора слабо залежить від обраного базису. Все це свідчить про те, що вказані підходи до оцінки складності операторів справді в'ясають об'єктивну важкість, притаманну тим або іншим перетворенням інформації.

Лит. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1958, т. 31; Трахтенброт Б. С. «Сложность алгоритмов и вычислений» (Новосибирск 1967) (обзор с 33-258), Проблемы математической логики. Сложность алгоритмов и классы вычислимых функций. М., 1970.

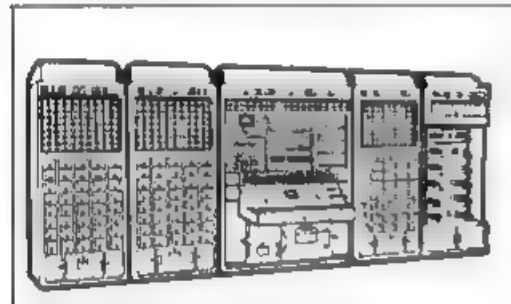
Б. А. Трахтенброт.

МІТКА — 1) ім'я (назва) оператора, яке використовують у мові програмування для позначення (ідентифікації) операторів. 2) Інформація про масив даних або том, за допомогою якого масиви або томи ідентифікують, контролюють і обробляють програмами керування даними «МН», модель мелініна — сімейство аналогових обчислювальних машин. Більшість машин призначено розв'язувати задачі Коші для звичайних дифер. рівнянь. Розробку «МН» розпочато на початку 50-х рр., вона триває й дотепер. «МН» будуть в обчисл. блоків, які реалізують такі машин. операції: інтегрування, відсумовування та зміну знака змінних, множення на постійний і змінний коеф., перемножування ф-цій, побудову ф-цій від ф-цій (універсальне перетворення) та побудову спец. ф-цій (обмеження, люфт, зона нечутливості, петля гістерезису тощо). «МН» бувають малої й середньої потужності. «МН» середньої потужності має у своєму складі електромех. та часово-імпульсні *сидячі системи*, які дають змогу автоматизувати роботу машини й підвищувати точність обчислень. «МН» застосовують, досліджуючи системи автомат. регулювання, літальних апаратів та інших складних динамічних систем. Багато з машин можуть працювати в комплексі з реальною апаратурою й іншими машинами, а також у цифро-аналогових комплексах.

«МН-7» і «МН-7М» — малогабаритні машини малої потужності, призначені для дослідження систем автомат. регулювання. Складаються з розв'язувального блока, електронно-променевого індикатора й блока живлення. Щоб розв'язувати задачі більшого обсягу,

можна поєднати кілька таких машин в один об'єднаний комплекс. «МН» може працювати сукупно з блоком постійного запізнення БПЗ-1, приладами керування або автомат, регулювання. Є режими одноразового й повторного розв'язування задач.

«МН-8» — машина середньої потужності, призначена для розв'язування задач Коші для звичайних дифер. рівнянь до 32-го порядку. Складається з 13 секцій, може виконувати 4 операції диференціювання. В «МН-8» — два пульти керування з набором елементарних



Аналогова обчислювальна машина «МН-14».

логіч. операцій, які дають змогу одночасно розв'язувати дві задачі. Машина може працювати з реальною апаратурою.

«МН-10М» — напіпровідникова малогабаритна настільна машина малої потужності, призначена для розв'язування задач Коші для звичайних дифер. рівнянь до 10-го поряд-

ряду. Складається з розв'язувальних секцій, шафа живлення, електроннопроменевого індикатора й пульта перевірки.

Модифікації машини «МН-14-1», «МН-14-2» та інші відрізняються набором розв'язувальних секцій у комплекті. Комплекти машини містять велику кількість нелінійних блоків, три блоки постійного запізнення, електромеханічні й часово-імпульсні слідкуючі системи. Більшість нелінійних блоків і блок живлення — напіпровідникові. Модель відзначається гнучкою системою керування й контролю, автоматизацією введення даних, знімним набірним полем (див. мал.).

«МН-17М» — машина середньої потужності, призначення якої — досліджувати і самостійно, і в комплексі з ЦОМ складні динамічні системи, описувані задачею Коші для звичайних дифер. рівнянь до 80-го порядку. Складається з розв'язувальних секцій, секцій живлення та електроннопроменевих індикаторів. До осн. складу моделі можна приєднати додаткові секції. В машині двоз'німних набірних полів для одночасного розв'язування двох різних задач. Є режими одноразового розв'язування й періодичного повторювання розв'язувань. Можна поєднати дві машини в один комплекс.

«МН-18» — напіпровідникова машина середньої потужності, призначена для розв'язування задач Коші для звичайних дифер. рівнянь до 10-го порядку з великою кількістю нелінійностей. Модель може працювати сукупно з ЦОМ. Відмітна особливість машини — можливість одночасного й роздільного запус-

Технічні характеристики машини сімейства «МН»

Модель	Загальна кількість							Максимальна тривалість розв'язування, сек	Швидк. машини, с	Складована потужність, ват	Площа, м ²
	інтеграторів	інтеграторів	функціональних перетворювачів	повторювачів	спец. задач функцій	постійних коефіцієнтів	змінних коефіцієнтів				
«МН-М»	4	16	4	4	6	—	—	—	100	0,45	0,3
«МН-1»	12	36	11	20	16	36	—	200	100	15	30
«МН-2»	6	18	10	16	—	6	—	150	100	7	3
«МН-3»	8	145	16	36	—	6	—	—	100	—	—
«МН-7М»	8	16	4	4	4	24	—	200	100	0,73	0,5
«МН-8»	32	400	16	12	49	46	36	10 000	100	25	60
«МН-9»	2	26	8	—	—	40	—	—	100	—	—
«МН-10»	6	24	6	6	4	—	—	200	30	0,1	0,3
«МН-10М»	10	24	4	—	—	60	—	200	25	0,25	0,3
«МН-11»	6-8	—	—	6	—	4	3	100 раз/сек	100	5	20
«МН-14»	20	360	26	62	4	120	12	1-10 000	100	15	40
«МН-17М»	80	180	32	18	6	180	—	0,1-999,9	100	15	45
«МН-18»	10	36	16	8	—	—	—	1000	50	0,5	1

ку й досліджувати реальні динамічні системи. Складається з розв'язувального блока та блока живлення. Схема її дає змогу поєднувати дві чи три машини в один комплекс, а також з'єднувати їх з реальною апаратурою.

«МН-14» — машина середньої потужності, призначена для розв'язування задач Коші для звичайних дифер. рівнянь до 32-го по-

ряду інтеграторів по групах. Є режими одноразового розв'язування й періодичного повторювання розв'язувань. Осн. тех. характеристики сімейства машин «МН», випущених серійно, наведено в таблиці.

Лит.: Грубов В. Н., Кирдан В. С. Електронні чисельні машини й моделюючі пристрої. Справочник. К., 1969 [бібліогр. с. 179-181]. Г. І. Гредов.

МНОГОГРАННА МНОЖИНА — така сукупність множини в n -вимірному просторі, що точка x із координатами x_1, x_2, \dots, x_n належить цій множині тоді й лише тоді, коли вона задовольняє систему лінійних нерівностей $\sum_{i=1}^m a_{ij}x_i \leq b_j, j=1, \dots, m$. Будь-яку точку x М. м. можна представити у вигляді $x = \sum_{k=1}^p x^k \lambda_k + \sum_{j=1}^q y^j \gamma_j$,

де x^k, y^j — фіксовані вектори, що залежать лише від М. м., а λ_k та γ_j — числа, які задовольняють умови $\lambda_k \geq 0, k=1, \dots, p, \gamma_j \geq 0, j=1, \dots, q, \sum_{k=1}^p \lambda_k = 1$. І навпаки, якщо при деяких фіксованих векторах x^k і y^j розглянути всі точки x , представлені рівністю, то множина цих точок утворить М. м.

МНОГОГРАННИЙ КОНУС — множина точок x n -вимірного простору з координатами x_1, x_2, \dots, x_n , що задовольняють лінійну однорідну систему нерівностей $\sum_{i=1}^n a_{ij}x_i \leq 0, i=1, \dots, m$. (1)

Якщо множина утворює М. м. тоді й лише тоді, коли будь-яку її точку x можна подати у вигляді

$$x = \sum_{k=1}^p y^k \beta_k \quad (2)$$

де y^k — фіксований набір n -вимірних векторів, а β_k — невід'ємні числа. Отже, М. м. можна визначати й за допомогою системи нерівностей (1), і за допомогою ф-ли (2).

МНОЖИЛЬНО-ДІЛИЛЬНІ ПРИСТРОЇ — аналогові розв'язувальні пристрої для автоматичного виконання елементарних операцій множення й ділення над певними функціональними величинами (машинними сигналами), що неперервно змінюються, тобто для відтворення функції вигляду

$$Z = AXY, Z = A \frac{X}{Y}, Z = A \frac{X_1 X_2}{Y},$$

$$Z = \prod_{i=1}^{l-1} (A_i X_i)^{\pm 1} = A \prod_{i=1}^{l-1} X_i^{\pm 1},$$

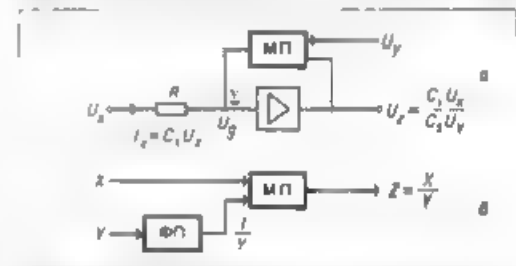
де X, Y, Z — машинні змінні, які моделюють відповідні математичні змінні x, y, z початкової задачі ($z = axy, z = a \frac{x}{y}$ тощо).

A — сталий коефіцієнт машинного рівняння; a — додатна чи від'ємна стала величина у початковому рівнянні. Зв'язок між модельованим матем. змінними і машинними задається відповідними масштабними рівняннями $z = M_z X, y = M_y Y, x = M_x Z$. Під час виконання елементарних операцій множення й ділення масштаб залежної змінної M_z і масштаби незалежних змінних M_x та M_y мають бути відповідно

зв'язані масштабними рівняннями вигляду

$$M_z = \frac{a}{A} M_x M_y; M_z = \frac{a}{A} \frac{M_x}{M_y}.$$

Щоб відтворити залежності вигляду $Z = A \prod_{i=1}^{l-1} X_i^{\pm 1}$, використовують звичайно каскадні схеми з'єднання пристроїв, які виконують елементарні операції. Не всі множильні пристрої призначено для виконання операції множення з урахуванням знаків



співмножників, тому розрізняють множильні пристрої чотириквадрантні, двоквадрантні й одноквадрантні. Чотириквадрантні пристрої оперують як з додатними, так і з від'ємними значеннями вхідних машинних змінних і забезпечують відтворення вихідної величини з урахуванням знаків співмножників. У двоквадрантних пристроях допускається зміна знака вхідної величини (одного із співмножників) лише для одного входу. При цьому знак добутку не залежить від знака другого співмножника, що подається на другий вхід пристрою. Одноквадрантні пристрої оперують із співмножниками лише одного знака. Використовують різні схеми прийому, в принципі можна розв'язати задачу обрахунку знаків співмножників, виконуючи операцію множення з використовуваним одно-чи двоквадрантним пристроєм.

Спеціалізовані пристрої для виконання операції ділення трапляються рідко. Здебільшого операцію ділення реалізують, використовуючи штучну чи природну оборотність множильних пристроїв. Найчастіше для цього застосовують метод нелиній ф-цій, розв'язуючи рівняння вигляду $AZY + X = 0$, коли множильний пристрій (МП) міститься в колі зворотного зв'язку (контур ділення) підсилювача операційного постійного струму (мал. а). В підсумовувальній точці Σ підсилювача утворюється сума струмів $I_x + I_y + I_a = 0$.

Враховуючи, що $U_g = -\frac{U_z}{K_y}$, а коеф. підсилення підсилювача K_y достатньо великий (наближається до нескінченності), можна за-

писати, що $I_x = -I_x$ тоді $U_x = \frac{C_1}{C_2} \frac{U_x}{U}$.

Ділення можна виконувати й використовувати МП в поєднанні з *перетворювачем функціональним* (ФП), який відтворює на виході величину, обернену вхідній (мал. 6). Операції піднесення до степеня й добування кореня того чи іншого степеня можуть здійснюватися шляхом багаторазової реалізації відповідно елементарних операцій множення й ділення.

М.-д. п. можна класифікувати на різні типи ознаками. За принципом дії розрізняють мех., електромех. та електр. (електронні) пристрої. Можна класифікувати їх і виходячи з заг. можливої точності виконання операцій з урахуванням смуги пропускання (частотного діапазону). В СРСР загальноприйнятим є поділ М.-д. п. на пристрої прямої дії, непрямої дії та комбіновані. В пристроях прямої дії операція множення (ділення) неважливих змінних здійснюється безпосередньо за рахунок використання фізичних законів, що встановлюють функціональний зв'язок між двома чи кількома величинами. В пристроях непрямої дії операція множення (ділення) здійснюється шляхом переходу до інших допоміжних матем. операцій, сукупність яких забезпечує в кінцевому результаті виконання зазначених операцій. У цьому разі операцію множення можна виконувати, напр., реалізуючи праву частину рівняння

$$xy = \frac{1}{4} [(x+y)^2 - (x-y)^2] \quad (1)$$

за допомогою підсумовувальних пристроїв і функціональних елементів з квадратичними характеристиками. До комбінованих пристроїв можна віднести аналогоцифрові М.-д. п., в яких використовують проміжні перетворення вхідної аналогової величини на цифрову, та М.-д. п., в яких реалізація залежності (1) забезпечується застосуванням не спеціальних квадратичних функціональних перетворювачів, а, напр., пристроїв з напругою трикутної форми тощо.

В АОМ найширше застосовують такі електронні множильні пристрої: 1) пристрої непрямої дії з квадраторами, в яких для реалізації співвідношення (1) використовують лідні чи тиритові квадратори; 2) пристрої прямої дії з імпульсними подільниками напруги, в яких використовують поєднання амплітудно-імпульсної чи широтно-імпульсної модуляції послідовності імпульсів напруги прямокутної форми (часо-імпульсні М.-д. п.); 3) комбіновані пристрої з напругою трикутної форми і пристрої з паралельними каналами (грубооточні й з розподілом каналів на частотними ознаками). К. Г. Самофалов.

МНОЖИН ТЕОРІЯ — математична теорія, на якій ґрунтуються більшість розділів сучасної математики і яка глибоко впливає на формування концепцій у багатьох галузях науки й техніки. Основою М. т. заклав у 1873—

84 рр. математик Г. Кантор. Множина є збірання (сукупність, набір) предметів, що їх називають елементами множини; як осн. поняття теорії, поняття множини не піддається логічному визначенню. Множину можна задати, зазначивши спільну властивість усіх її елементів (множина всіх парних чисел; множина всіх слів будь-якої мови) або прямим переліком елементів (множина всіх деталей якоїсь машини). $x \in A$ означає, що x є елементом множини A , $y \notin B$ — що y не є елементом множини B . Якщо $x \in A$ впливає, що $x \in B$, то A наз. підмножиною, або частиною B , $A \subset B$ означає, що A є частина B ; множину всіх частин B позначають через 2^B . До складу підмножини B входить само B ; решту підмножин наз. власними. Крім того, щоб було зручніше, вводять ще й пусту множину \emptyset (множину, що не містить ніяких елементів) і вважають її частиною будь-якої множини. $\{x\}$ означає множину з одного елемента x , $\{x, y, z\}$ — з трьох елементів x, y, z ; $\{x | P(x)\}$ — множина тих x , для яких prawdziwym є висловлювання $P(x)$; напр., $\{x | x \in M, 0 < x < 1\}$ — інтервал $(0, 1)$ дійсної осі M . У 1902 англ. вчений Б. Рассел виявив, що наведене вище поняття множини потребує уточнення, бо вільне поводження з ним призводить до суперечностей — парадоксів. Щоб усунути парадокси основ математики, було запропоновано різні аксіоматичні системи М. т. — теорію типів Б. Рассела, аксіоматичні системи Цермело — Френкеля, Бернайса — Геделя та ін., у яких вводяться обмеження на допустимі теоретико-множинні конструкції й ля саме поняття множини. Так, напр., у системі Бернайса — Геделя інтуїтивному поняттю множини відповідає поняття класу, і лише деякі класи є множинами з теорії Бернайса — Геделя. Дослідження аксіоматичних систем М. т. одержали заг. назву аксіоматичної теорії множини.

В і д о б р а ж е н н я (функція, оператор) є закон відповідності, що зіставляє кожному елементові множини A певний (єдиний) елемент множини B : $\varphi: A \rightarrow B$ означає, що задано відображення A в B , яке наз. φ . Елемент $y = \varphi(x)$, що його зіставляють з x , наз. образом x , а x — прообразом y . Нехай $A \times B$ — множина упорядкованих пар (x, y) ($x \in A, y \in B$), яку наз. прямим добутком $A \times B$, тоді задання відображення $\varphi: A \rightarrow B$ рівнозначне заданню підмножини $K_\varphi \subset A \times B$ всіх пар (x, y) , для яких $y = \varphi(x)$. K_φ наз. також графіком φ . Найпростішими є, напр., відображення R в R , тобто звичайні φ -ції дійсного аргументу; в цьому разі $A = B = R, A \times B$ — площина, а графік φ набуває звичайного значення. Відповідність $\varphi(x) = x$ ($x \in A$) задає тотожне відображення $e_A: A \rightarrow A$, графіком якого є діагональ $\Delta = \{(x, y) | x = y\} \subset A \times A$. Якщо $X \subset A, Y \subset B, \varphi: A \rightarrow B$ і Y є множина образів всіх $x \in X$, то Y наз. образом X при відображенні φ (запис: $Y = \varphi(X)$). Якщо при

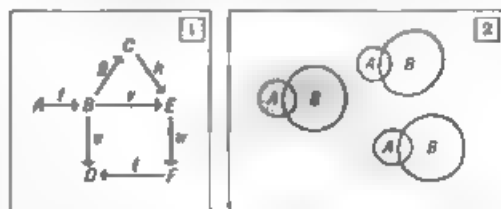
цьому $\varphi(x) \in Y$ для $x \in X$, то X наз. прообразом Y (запис: $X = \varphi^{-1}(Y)$). φ наз. ін'єктивним відображенням, якщо $z \neq x' \Rightarrow \varphi(x) \neq \varphi(x')$; сюр'єктивним, якщо $\varphi(A) = B$; бієктивним, якщо φ ін'єктивне і сюр'єктивне. В цьому разі існує обернене відображення $\varphi^{-1}: B \rightarrow A$, яке відставляє з кожним елементом $y \in B$ його прообраз, до того ж єдиний. Нехай $\varphi: A \rightarrow B$, $\psi: B \rightarrow C$; тоді існує відображення $\psi \circ \varphi$ множини A в C , яке задають правилом: якщо $x \in A$, $y = \varphi(x)$, $z = \psi(y)$, то елементу $x \in A$ відповідає $z \in C$, $\psi \circ \varphi$ наз. композицією відображень ψ , φ . Якщо φ , ψ бієктивні, то $\psi \circ \varphi$ бієктивне і $(\psi \circ \varphi)^{-1} = \varphi^{-1} \circ \psi^{-1}$. Якщо $\varphi: A \rightarrow B$ ін'єктивне, то $\varphi^{-1} \circ \varphi = \varepsilon_A$. Навпаки, якщо $\varphi: A \rightarrow B$, $\psi: B \rightarrow A$, $\psi \circ \varphi = \varepsilon_A$, то φ ін'єктивне. Якщо $\varphi \circ \psi = \varepsilon_B$, то φ сюр'єктивне; якщо $\psi \circ \varphi = \varepsilon_A$, $\varphi \circ \psi = \varepsilon_B$, то φ , ψ бієктивні і обернені одна одній. Це твердження є стандартним прийомом доведення бієктивності; для заданого φ будуть ψ , яке задовольняє попередні умови. Якщо A, B — частини H , ін'єктивність φ означає, що кожна пряма $y = \varepsilon$ перетинає графік φ не більше як в одній точці; сюр'єктивність — що проєкції графіка на вісь y збігається з B . Щоб було зручніше оглядати складні системи відображень, користуються діаграмами, в яких символи множин з'єднані стрілками, що показують ці відображення (мал. 1).

Кожному шляхові на діаграмі відповідає композиція відображень; якщо різним шляхам, які мають спільні початок і кінець, відповідає одне й те саме відображення, діаграму наз. комутативною. Напр., комутативність наведеної на мал. 1 діаграми означає, що $h \circ g = v$, $i \circ w \circ v = h$. Комутативні діаграми часто трапляються в математиці й відіграють евристичну роль у багатьох доведеннях.

Операції над множинами. Нехай A, B — множини. Об'єднанням $A \cup B$ цих множин наз. множину всіх елементів, що належать або A , або B (в широкому розумінні, тобто, можливо, і A , і B). Перетин $A \cap B$ наз. множину всіх елементів, що належать як A , так і B . Різниця $A \setminus B$ наз. множину всіх елементів A , що не належать B (при цьому не обов'язково має бути $B \subset A$). Щоб наочно зобразити ці операції, використовують «крути Ейлера» (мал. 2): на лівому заштриховано $A \cup B$, на верхньому — $A \cap B$, на нижньому — $A \setminus B$. Аналогічно визначають об'єднання і перетин будь-якого скінченного числа множин; напр. $A \cap B \cap C$ є множина елементів, що належать одночасно A, B, C . Операції над множинами відіграють важливу роль в імовірностей теорії й статистиці, алгоритміці теорії й теорії автоматів, у логіці, в заг. питаннях ієрархії та в багатьох тех. питаннях (програмування, електр. мережі тощо).

Сімейства множин. Нехай I — множина, елементи якої наз. індексами. Якщо кожному $i \in I$ поставлено у відповідність множину

A_i , то кажуть, що задано сімейство множин $\{A_i\}$ з індексами з I . Напр., якщо I — відрізок натурального ряду $\{1, 2, \dots, n, \dots\}$, то $\{A_i\}$ — скінченне упорядковане сімейство множин A_1, A_2, \dots, A_n ; якщо I — множина всіх натуральних чисел $Z_+ = \{1, 2, \dots, n, \dots\}$, то $\{A_i\}$ — послідовність множин $A_1, A_2, \dots, A_n, \dots$; якщо $I = R$, то $\{A_i\}$ — сімейство множин, що залежить від дійсного параметра i . Об'єднанням множин сімейства $\{A_i\}$ наз. множину



всіх елементів, що належать хоч би одному A_i ; перетином — множину всіх елементів, що належать кожному з A_i (об'єднання позначають: $\bigcup_{i \in I} A_i$, перетин — $\bigcap_{i \in I} A_i$).

Добуток множин сімейства $\{A_i\}$ наз. множиною $\prod A_i$ всіх відображень множин

$I \rightarrow \bigcup_{i \in I} A_i$ для яких образ кожного i нале-

жить множині A_i з тим самим індексом; отже, елемент множин-добутку задають системою образів $\{a_i\}$, що беруться по одному з кожної множини сімейства. Якщо $I = Z_+$, A_n — множина точок (x, y) площини, для яких $x^2 + y^2 < n^2$, то об'єднання $\bigcup_{n=1}^{\infty} A_n$ є вся

площина, перетин $\bigcap_{n=1}^{\infty} A_n$ — початок координат, а добуток $\prod_{n=1}^{\infty} A_n$ складається з усіх по-

слідовностей точок площини $\{a_n\}$, для яких a_n віддалений від початку менш як на n . Якщо

$I = \{1, 2, \dots, n\}$, то добуток $\prod_{i=1}^n A_i$ склада-

ється з усіх упорядкованих послідовностей (кортежів) (a_1, a_2, \dots, a_n) , де $a_i \in A_i$ ($i = 1, 2, \dots, n$); якщо $I = Z_+$ — то з усіх послідовностей $(a_1, a_2, \dots, a_n, \dots)$, де $a_i \in A_i$ ($i = 1, 2, \dots$) (див. також Алгебра множин).

Скінченні й лічбові множини. Множини A, B наз. рівнопотужними, якщо існує бієктивне відображення A на B (або B на A). Множини A , рівнопотужна якомусь відрізку натурального ряду $\{1, 2, \dots, n\}$, наз. скінченною. Отже, елементи скінченної множини можна пронумерувати числами $1, 2, \dots, n$, які відповідають їм при бієктивному відображенні; n наз. кардинальним числом

елементів скінченної множини. Множина A з n елементів має 2^n різних підмножин, у т. ч. саму множину A й пусту множину \emptyset . Звідси зрозумілим є те, що множини всіх частин A позначають 2^A . Визначення потужності скінченних множин є предметом комбінаторного аналізу. Характерною властивістю будь-якої нескінченної множини є те, що вона рівнопотужна лівій власній підмножині. Цю властивість можна покладати в основу визначення нескінченної множини (визначення за Дедекіндом).

Найпростішою нескінченною множиною є множина натуральних чисел \mathbb{Z}_+ . Множину, рівнопотужну \mathbb{Z}_+ , наз. лічбовою; її елементи можна пронумерувати як послідовність $\{a_n\}$ відповідними числами $1, 2, \dots$. А якщо всі елементи лівкої послідовності $\{a_n\}$ різні, то правило $\varphi(n) = a_n$ задає бієктивне відображення $\varphi: \mathbb{Z}_+ \rightarrow A$, де A — множина всіх елементів послідовності; тим самим A є лічбовою. Об'єднання скінченного числа скінчених множин є скінченна множина, її нумерацію можна одержати, послідовно пронумерувавши першу, другу, ..., останню множину сімейства. Об'єднання лічбової кількості лічбових множин є лічбовим; нумерацію елементів проводять так, як показано на схемі, де k -й рядок складається з пронумерованих елементів k -ї множини; а стрілки проходять за порядком їхніх номерів:



Аналогічно цьому доводять, що об'єднання лічбової кількості множин, кожна з яких є скінченною або лічбовою, і об'єднання скінченного числа лічбових множин є лічбовою множиною. Добуток m скінчених множин, числа елементів яких дорівнюють n_1, n_2, \dots, n_m , є множиною скінченною множиною $n_1 \cdot n_2 \cdot \dots \cdot n_m$ елементів. Добуток скінченного числа лічбових множин є лічбовим; нумерацію кортежів $\{a_{1i_1}, \dots, a_{ni_{n_i}}\}$, де кожне a_{ji} перебігає лічбову множину A_j , проводять за словниковим принципом. $\{a_{11}, a_{12}, \dots, a_{1n_1}\}, \{a_{21}, a_{22}, \dots, a_{2n_2}\}, \dots, \{a_{i1}, a_{i2}, \dots, a_{in_i}\}, \{a_{i+1,1}, a_{i+1,2}, \dots, a_{i+1,n_{i+1}}\}, \dots, \{a_{m1}, a_{m2}, \dots, a_{mn_m}\}$. Будь-яку не скінченну і не лічбову множину наз. нелічбовою. Найпростішим прикладом нелічбової множини є множина дійсних чисел \mathbb{R} (континуум) (див. Кардинальні числа). Най-

важливішими нелічбовими множинами є ариф. простора \mathbb{R}^m та підмножини їх; \mathbb{R}^m можна визначити як множину кортежів (x_1, \dots, x_m) дійсних чисел, тобто добуток m примірників числової осі \mathbb{R} (введення метрики перетворює \mathbb{R}^m на m -вимірний евклідів простір).

Можна вказати множини, потужність яких більша за потужність континууму, але множини найбільшої потужності не існує (подібно до того, як не існує найбільшого натурального числа). Це є наслідком того, що потужність множини всіх підмножин $P(A)$ якоїс-я множини A строго більша за потужність A . Інакше, яку б потужність не мала дана множина, завжди можна утворити множину її підмножин, яка матиме більшу потужність. Так $P(\mathbb{N})$, де \mathbb{N} — лічбова множина натуральних чисел, нелічбова; її потужність дорівнює потужності континууму.

Шкала множин. Нехай дано скінченну родину множин $\{A_1, \dots, A_n\}$. До них можна застосовувати операції добутку і взяття частин, що приводить до множин $A_1 \times A_1, A_1 \times A_2, \dots, 2^{A_1}, \dots, 2^{A_n}$. Приєднано їх до початкової родини й застосуємо до одержаної нової родини ті самі операції і т. д. Всі множини, які можна одержати в такий спосіб за скінченне число кроків, становлять шкалу множин з базисом A_1, \dots, A_n . Напр., до шкали належать множини $A_1 \times A_2 \times A_3, 2^{A_1} \times A_2, 2^{A_1} \times 2^{A_2}$.

Структура. Якщо в множині \mathfrak{A} певної шкали множин задано підмножину Γ , то кожний елемент $X \in \Gamma$ визначає на базі цієї шкали структуру роду Γ . Поняття структури має осм. значення для сучасної побудови математики. Пояснимо на прикладах, як внаслідок спеціалізації цього поняття виникають різноманітні матем. поняття (це дає змогу процес формування понять описувати заг. схемою М. т. (за Н. Бурбакі)). Нехай база складається з однієї множини A . Розглянемо в $A \times A$ підмножину X , елементи якої (x, y) мають такі властивості (визначимо структуру): $(x, z) \in X$; якщо $(x, y) \in X, (y, z) \in X$, то $(x, z) \in X$. Всі множини X такого роду становлять підмножину $\Gamma \subset 2^{A \times A}$. Структура роду Γ є довільна фіксована множина X , тобто довільний фіксований елемент Γ ; таку структуру наз. структурою порядку. Замість $(x, y) \in X$ користуються специфічним позначенням $x < y$. Розглянемо для тієї самої бази множини шкали $A \times A \times A$ і в ній довільну підмножину X , елементи якої відповідають аксіомі: для довільних $x, y \in A$ існує одне і тільки одне z , таке, що $(x, y, z) \in X$. Тоді $\Gamma \in 2^{A \times A \times A}$ складається з усіх описаних множин X , і фіксований елемент Γ є бінарною операцією на A (запис: $z = x \circ y$). Подальші аксіоми, накладені на X , приводять, напр., до утворення структури групи; при цьому Γ вужчає. Нехай база складається з двох множин A, B .

Виділимо в множині $B \times A \times A$ підмножину X , елементи якої відповідають аксіомі: для будь-яких $\lambda \in B$, $x \in A$ існує одне й тільки одне $y \in A$ таке, що $(\lambda, x, y) \in X$. Всі такі X становлять множини $\Gamma \subset 2^{B \times A \times A}$; елемент $X \in \Gamma$ є операцією множини B на множині A (запис: $y = \lambda \cdot x$). Подальше накладання аксіом приводить до структури лінійного простору на A , B , або, як кажуть, на A «над B ». Розглянемо для базис A що й множини $X \in 2^A$ (тобто якусь множини частини A), яка задовольняє аксіому: $\emptyset \in X$; $A \in X$, якщо $G_i \in X$ ($i \in I$), то $\bigcup_{i \in I} G_i \in X$; якщо $G_i \in X$ ($i \in I$) і I скінченне, то $\bigcap_{i \in I} G_i \in X$.

Усі такі X становлять підмножину $\Gamma \subset 2^A$; фіксований елемент Γ є топологічною структурою на A (див. *Топологія*).

Морфізми є відображення множин, які зберігають задану на них структуру. Напр., якщо на A і на B задано бінарні операції, то морфізм $\varphi: A \rightarrow B$ є таке відображення, для якого $\varphi(x \cdot y) = \varphi(x) \cdot \varphi(y)$, якщо на A і на B задано топологічні структури за допомогою систем підмножин X_A , відповідно X_B , то морфізм $\varphi: A \rightarrow B$ є таке відображення, що з $G \in X_B$ випливає $\varphi^{-1}(G) \in X_A$. За допомогою понять структура й морфізму можна описати в заг. вигляді матем. теорію з погляду її змісту (не плутати з формальним описом у вигляді *логіко-математичних числень*). В основу такої теорії покладемо *категорію*. За допомогою функторів встановлюють зв'язки між матем. теоріями і об'єднують ці теорії в заг. конструкцію сучасної математики (див. *Алгебрична топологія*).

Лит. Алєксандров П. С. Введение в теорию множеств и теорию функций. ч. 1. М.—Л., 1948. Хуусдорф Ф. Теория множеств. Пер. с нем. М. Л., 1937 [библiогр. с. 281, 295]. Грассман А. А., Нат Ниллс І. Foundations of set theory. Amsterdam, 1958. Бурбаки Н. Начала математики. ч. 1. Основные структуры анализа. кн. 1. Теория множеств. Пер. с франц. М. 1965. Келдыш Дж. Л. Общая топология. Пер. с англ. М. 1965 [библiогр. с. 31—378]. Столл Р. Р. Множества. Логика. Аксиоматические теории. Пер. с англ. М., 1968.

О. В. Гладкий.

МОВА АВТОМАТНА — мова, породжування автоматною граматикою (див. *Граматика породжувальна*).

МОВА АЛГОРИТМІЧНА — див. *Алгоритмічна мова*.

МОВА АНКЕТНА ДЛЯ ЗАДАВАННЯ АВТОМАТІВ — мова спеціального виду, призначена для описування діалогів між виконавцем і «замовником», який замовляє скінченний автомат, але не має чітко сформулювати умови його роботи мовою, яка була б зрозуміла виконавцеві. В цьому випадку «виконавець» добуває потрібну інформацію про автомат, що його задумав «замовник», шляхом підходящого опитування. Діалог починається з того, що «виконавець» просить «замовника» назвати вхідний і вихідний алфавіти задума-

ного ним автомата. Далі допускаються запитання таких двох типів. Запитання 1-го типу полягають у тому, що «виконавець» називає пару слів: x, y , де x — слово у вхідному алфавіті, а y — слово у вихідному алфавіті, таке саме задовжжик, як і x , і запитує «замовника», чи можливий такий стан, за якого (як за початкового) задуманий ним автомат переробляв би слово x на слово y . Запитання 2-го типу зводяться до того, що «виконавець» називає послідовність пар слів $(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_n, y_n)$, де x_i — слово у вхідному алфавіті, а y_i — слово у вихідному алфавіті, таке саме задовжжик, як і x_i , і запитує «замовника», чи можливий такий стан, за якого (як за початкового) задуманий ним автомат переробляв би слово x_1 на y_1 , слово x_2 на y_2 , ..., слово x_n на y_n . Зокрема, якщо послідовність пар слів $(x_1, y_1), (x_2, y_2)$ така, що $x_1 = x_2$, а $y_1 \neq y_2$, то відповідь на це запитання очевидно буде негативною, бо не може бути автомата, який за одного й того самого початкового стану переробляв би однакові вхідні слова на різні вихідні. На кожне запитання «замовник» повинен дати позитивну або негативну відповідь. Сукупність усіх таких запитань і відповідей на них умовно називають *М. а. д. з. а.*

Виникає питання про побудову алгоритму синтезу за вказаною мовою. Під алгоритмом синтезу тут слід розуміти ефективний припис, що казує, які запитання зазначених двох типів «виконавець» повинен ставити «замовникові» і як по відповідях на ці запитання будувати діаграму автомата, що його задумав «замовник» (точніше, діаграму автомата, еквівалентного тому, що його задумав «замовник»). Кількість запитань, які задаються під час роботи алгоритму, визначається послідовно — залежно від відповідей на попередні запитання. Т. ч. усю потрібну для синтезу інформацію «виконавець» дістає у формі відповідей на запитання зазначених типів, що ставляться в міру розгортання алгоритму синтезу. Незавжди побудувати алгоритм, який за допомогою скінченного числа запитань зазначених двох типів давав би змогу розгадувати будь-який скінченний автомат, що його задумав би «замовник». Для цього досить узяти до уваги ті самі міркування, які акористовуються для доведення відомої теореми, а саме: коли будь-які два стани автомата A , що має k станів, можна відрізнити один від одного, то цю різницю можна встановити простим експериментом довжини $k-1$. Важливого значення набуває питання про побудову економічніших алгоритмів синтезу. Зазначена проблематика тісно пов'язана з проблематикою експериментів з автоматами.

Лит. Тамб А. А. Анкетный язык и абстрактный синтез минимальных последовательностных машин. «Автоматика и телемеханика», 1964, № 6; Мур Р. Ф. Упорядоченные эксперименты с последовательностными машинами. В кн. Автоматы. Пер. с англ. М., 1956. Трахтеброт В. А., Варелань Я. М. Конечные автоматы (Поведение и синтез). М., 1970 [библiогр. с. 389—395].

И. М. Варадіна.

МОВА БЕЗКОНТЕКСТНА, **мова контекстно-вільна** — мова, породжує безконтекстну граматиком (див. *Граматика породжувальна*).

МОВА ДЕСКРИПТОРНА — одна з мов інформаційних.

МОВА ІНФОРМАЦІЙНА — штучна мова, призначення якої — записувати семантичну інформацію для наступного використання її в інформаційно-пошукових системах та інформаційно-логічних системах. М. і., призначену для забезпечення інформаційного пошуку, часто наз. *мовою інформаційно-пошуковою*, а М. і., призначену для розв'язування інформаційно-логічних задач (для аналітичного зіставлення й синтезу фактів), — *мовою інформаційно-логічною*. М. і. забезпечує однозначний захис інформації або алгоритмічне розпізнавання (ототожнювання) різними способами записаних фактів, а повнотою й точністю, які відповідають вимогам, що ставляться до інформаційної системи, де цю М. і. використовують. До мов інформаційно-логічних ставиться додаткова вимога — забезпечувати можливість формалізації логічного мислення. Цю вимогу тією чи іншою мірою задовольняє й чимало інформаційно-пошукових мов. Через те відмінність між названими двома мовами М. і. має більш функціональний, ніж структурний характер.

Б. Ф. Стереміхин.

МОВА ІНФОРМАЦІЙНО-ЛОГІЧНА — штучна частково формалізована мова для однозначного записування фактів в певній галузі знань в інформаційно-логічних системах. Характерною особливістю М. і.-л. є те, що вона придатна для розв'язування інформаційно-логічних задач шляхом перетворення елементів інформаційного масиву з метою виявити нові фактичні відомості, які не містяться в цьому масиві в явній формі. Таке перетворення алгоритмічно моделює дедуктивні, індуктивні чи евристичні процедури. Як М. і.-л. можна використовувати розширені прикладні числення предикатів (див. *Логіка математична*), які містять: якесь базисне логічне числення, дескриптивні константи (я т. ч. невизначувальні й визначувальні дескриптивні знаки), що відповідають предметам, об'єктам, властивостям та відношенням, характерним для відповідної галузі знань, ямінки, що їм відповідають; дескриптивні аксиоми, з яких виводять частину правилно побудованих виразів М. і.-л. Треба, щоб правила побудови виразів М. і.-л. було сформульовано так, щоб, по-перше, всі правильно побудовані вирази можна було інтерпретувати як осмислені речення. Часткова формалізованість М. і.-л. полягає в тому, що в числа її виразів, які відповідають реченням, що їх експериментально перевіряють у певній предметній галузі, не всі знаходяться вивідними чи сиротовими.

Кодь будують М. і.-л., попереднім етапом в створення метатеорії, яка досліджує (з метою формалізації) мову-об'єкт і теорію відповідної галузі знань. За допомогою мета-

теоретичного дослідження необхідно виявити осн. невизначувальні поняття для відповідної галузі, методи (у т. ч. й специфічні) визначення та впровадження нових понять, які з ній застосовують, а також дедуктивні, індуктивні та інші способи дослідження. При цьому треба враховувати особливості досліджуваних об'єктів, властивостей й відношень.

Лит. Успенский В. А. К проблеме построения математического языка для информационной машины. «Проблемы кибернетики», 1959, в 2. Вледуц Г. Э., Фийи В. К. Проблематика создания математического языка для органического химии. Сообщения лаборатории электромоделирования в 1 М., 1950. Пазучевы Е. В. Проблемы семантического сопоставления естественного языка с языками математическими. В т. 1. Исследования логических систем. М., 1970. Woodger J. H. The structure of appearance. Cambridge, 1951. Woodger J. H. Biology and language. Cambridge, 1952. Сагнар Н. Introduction to symbolic logic and its applications. New York, 1958. Мидоу Ч. Анализ информационно-логических систем. Пер. с англ. М., 1971. Simon R. F. Natural language question-answering systems. 1969. «Communications of the Association for Computing Machinery», 1970, v. 13, N 1.

Г. А. Харбур.

МОВА ІНФОРМАЦІЙНО-ПОШУКОВА інформаційна мова, призначена для записування семантичної інформації з метою дальшого використання її в інформаційно-пошукових системах. М. і.-п. забезпечують документальний та фактографічний пошук інформації автоматичний. Документальні М. і.-п. призначені для запису відомостей, що їх спочатку зафіксовано в наук.-тех. документах та інформаційних запитах засобами природних мов, і забезпечують відшукування в якомусь масиві документів, що відповідають на поставленні інформаційний запит. Фактографічні М. і.-п. призначені для безпосереднього опису об'єктів (фактів) і забезпечують відшукування в якомусь масиві об'єктів таких, які відповідають на поставлений інформаційний запит.

М. і.-п. здебільшого складається з словника (тезауруса) й граматик. Тезаурус включає лексику М. і.-п. і систему його відношень парадигматичних і відповідності між словами природної та інформаційної мов. Граматика містить правила утворення похідних одиниць М. і.-п. (напр., *кodie семантичних*, синтагм і речень) і правила їхніх тотожних перетворень. Граматика регламентує, зокрема, використання показників зв'язків, показників ролі та ім. подібних засобів позначення відношень синтагматичних. Семантичну силу М. і.-п. характеризують такі параметри: лексична повнота (повнота лексичного складу мови), лексична точність (адаптивність М. і.-п. розрізнявати предмети), парадигматична повнота (повнота передавання інформації про іманентні, тобто постійні відношення між предметами), парадигматична точність (здатність М. і.-п. розрізнявати іманентні відношення), синтагматична повнота (повнота передавання інформації про ситуативні відношення між предметами, тобто про відношення, що виникають у певних ситуаціях) і синтагматична точність (здатність М. і.-п. розрізняти ситуативні відношення). Якщо лексична повнота й точність характеризують не стільки тип

мови, скільким стан її словника, то решта параметрів дає змогу класифікувати М. і.-п. за їхньою семантичною силою.

З точки зору парадигматичної повноти розрізняють три осн. класи М. і.-п.: 1) мови, в яких немає засобів для вираження іманентних відношень між предметами, тобто мови без парадигматичних відношень (прикладом може бути система універсалу); 2) мови, де є засоби для вираження тільки одного іманентного відношення, тобто мови з одним парадигматичним відношенням підпорядкування (прикладом цього класу може бути М. і. в системі «Пусто-Непусто-4»); 3) мови, в яких є засоби для вираження більшості важливих (в ідеальному випадку практично всіх) іманентних відношень відповідної предметної діляки. М. і.-п. 3-го класу поділяють на три підкласи з різною парадигматичною точністю: підклас 3.1 — мови, де іманентні відношення між предметами виражають, але не розрізняють, тобто мови, в яких фіксують (здебільшого лексикографічним чи табличним способом) лише факт наявності якогось парадигматичного відношення між дескрипторами, а не його характер (напр., «Тезаурус дескрипторів» Бюро меліорції США); підклас 3.2 — мови, в яких виділяють і спеціально позначають одно іманентне відношення, а решту іманентних відношень виражають, але не розрізняють, тобто це ті мови, в яких є двох парадигматичних відношень — підпорядкування та асоціативне (напр., «Тезаурус технічних термінів» Об'єднаної ради інженерів США); підклас 3.3 — мови, в яких виділяють і розрізняють більшість різномірних іманентних відношень, тобто це ті мови, в яких є більш як двох парадигматичних відношень між дескрипторами (прикладом може бути RX-мова 4-го рівня).

Іншою основою класифікації є оснащеність М. і.-п. граматичними засобами, які дають змогу передавати ситуативні відношення між предметами. З точки зору синтагматичної повноти доцільно розрізнити два класи М. і.-п.: клас А — мови, в яких немає засобів вираження ситуативних відношень між предметами (т. з. мови «без граматики», напр., М. і.-п. систем «Пусто-Непусто»); клас Б — мови, де є засоби вираження ситуативних відношень (мови з граматиною) М. і.-п. класу Б поділяють на два підкласи відповідно до синтагматичної точності: підклас Б.1 — мови, в яких є засоби для вираження ситуативних відношень, але немає засобів для розрізнення їх (мови з найпростішою граматиною синтагматичних відношень у вигляді показників зв'язку), підклас Б.2 — мови, в яких ситуативні відношення між предметами не лише виражаються, а й розрізняються (мови, в яких є спец. граматичні засоби у вигляді, напр., сполучення показників зв'язку з показниками ролі).

Вимоги до повноти й точності різних М. і.-п. неоднакові й залежать від ряду факторів. До них слід віднести передусім такі задачі, що її розв'язують за допомогою М. і.-п. За

інших однакових умов мова для ретроспективного (довідкового) пошуку має забезпечувати більшу повноту й точність, ніж мова для вибіркового розподілу інформації. Фактографічний пошук також потребує більшої повноти й точності, ніж документальний. Вимоги до повноти й точності М. і.-п. збільшуються зі зростанням обсягу інформаційного масиву, підвищенням ступеня спеціалізації масиву, зростом конкретності інформаційних явищ. На ці вимоги впливає й характер обробки інформації в інформаційно-пошуковій системі, насамперед ступінь автоматизації процедур, пов'язаних з семантичним аналізом текстів (сюди відносять, насамперед, *індексування*, *переклад* М. і.-п., *застосування парадигматичних відношень*). Застосування М. і.-п. в ступені повноти й точності, що перевищує потрібну, є недоцільним. Мова в розвинутої граматиною, в якій є різноманітні засоби для вираження парадигматичних і синтагматичних відношень між дескрипторами, дає змогу описувати факти і явища зовн. світу в більшій повноті й точності. Завдяки цьому є додаткові можливості для логічного висновку, отожнювання об'єктів, що сприяє зменшенню *шуму пошукового*. Водночас така мова здебільшого вибагливіша в експлуатації, потребує тонких процедур семантичного аналізу, зокрема, перекладу інформаційною мовою та пошуку, часто поступається перед простими мовами у швидкодії. А застосування мови недостатньо парадигматичною та синтагматичною повнотою й точністю часто призводить до появи пошукового шуму і *втрат інформації* під час пошуку, що перевищують допустимі. Тому для розв'язування різних задач інформаційного пошуку в реальних умовах потрібні різноманітні М. і.-п. — від найпростіших мов без парадигматичних і синтагматичних відношень до розвинутих мов з потужною граматиною. Ці мови іноді будують так, що можна наступна мова, яка забезпечує більшу, ніж попередня, повноту й точність опису, цілком включає в себе попередню, а, крім того, в ній є й деякі додаткові засоби. Вирази таких мов мають однакову структуру, хоч вони й різні за семантичною силою. Множина таких М. і.-п. наз. сім'єю сумісних мов. У межах такої сім'ї можна легко переходити від однієї мови до іншої. Та ж сама програма може обслуговувати різні мови (тією мірою, якою вони мають заг. частину). Напр., сім'я сумісних мов є СИНТОЛ і мова RX-кодів. Оскільки між сумісними мовами є багато спільного, їх часто наз. станами (в СИНТОЛі) або рівнями (в RX мові) однієї мови. Один із станів СИНТОЛу включає лише *ключові слова* відповідно до і-му класові парадигматичної та класові А синтагматичної класифікації. Другий стан включає *ключові слова й синтагми*, в яких фіксують наявність парадигматичного чи синтагматичного відношення, але не його вид; це відповідає підкласам 3.1 і Б.1. Третій стан відповідає підкласам 3.3 і Б.2. У мові RX-кодів є рівні, що відповідають усім зазначеним класам і підкласам

парадигматичної та синтагматичної класифікацій.

Літ. Бернштейн Э., Лахути Д., Чернякский В. Вопросы теории поисковых систем. М., 1988 [Біблогр. с. 130—131]. Михайлов А. И., Черныш А. И., Галайдовский Р. С. Основы информатики. М., 1988 [Біблогр. с. 728—735]. Информационно-поисковая система «БИТ». К., 1988 [Біблогр. с. 215—217]. Петру J. W., Кені А. Tools for machine literature searching. New York 1958. Theaurus of engineering terms. New York 1985. Couard M. Introduction à l'étude des langages documentaires. Paris, 1968 [Біблогр. с. 135—143]. Крос Р. К., Гарден Ж. К., Леам Ф. СИНОТ-1 — универсальная модель системы информационного поиска. Пер. с франц. М., 1988. H egele D. Klassifikationsysteme und Thesauri. Anleitung für Herste. ung von Klassifikationsystemen und Thesauri im Bereich der Dokumentation. Frankfurt am Main, 1989. Сборник переводов по вопросам информационной теории и практики. № 17. М., 1979 [Біблогр. с. 101—104].

Е. Ф. Спероходько.

МОВА КАТЕГОРІАЛЬНА — мова, описувана графічною категоріальною.

МОВА ЛОГІЧНА ДЛЯ ЗАДАВАННЯ АВТОМАТІВ — спеціальна мова, призначена для описування умов функціонування автомата. При абстрактному синтезі *автоматів скінченних* можна застосовувати різні формальні мови й за допомогою їх описувати умови, які ставлять до шуканого автомата. Інтуїтивно — мова K_1 не менш виразна за мову K_2 , якщо будь-яке речення, висловлене мовою K_2 , можна просто й чітко переформулювати мовою K_1 . Чим виразніша мова, тим зручніша вона для початкової постановки задачі. Пошук більш-менш виразної мови полегшується досвідом математичної логіки, в якій завдяки прийнятій формалізації логічних зв'язок і операцій (кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення і квантори) досягається значне наближення до природної мови і звичного стилю мислення. Зокрема, якщо роботу автомата без пам'яті задати словесним описом, то її значайно не важко представити у вигляді формули алгебри логіки, побудованої за допомогою елементарних логічних зв'язок $\&$, \vee , \neg і \exists .

Внаслідок цього в теорії *стан релейно-контактних* широкого застосування набула *алгебра логіки*. Проте мова логіки висловлювань недостатньо пристосована для висловлювання часових умов і співвідношень, які характерні для роботи автоматів з пам'яттю. Звідси випливає висновок, що мову треба розширювати в бік мови логіки предикатів із застосуванням різних кванторних операцій.

При двійковому кодуванні інформації канонічні рівняння скінченного автомата набувають вигляду

$$Y_i(t) = \Phi_i(Z_1(t), \dots, Z_k(t), X_1(t), \dots, \dots, X_m(t)), \quad t \leq n$$

(1)

$$Z_j(t+1) = \Psi_j(Z_1(t), \dots, Z_k(t), X_1(t), \dots, \dots, X_m(t)), \quad t \leq k$$

де функції $Y_i(t)$, $X_q(t)$ і $Z_j(t)$ залежать від натурального аргументу t (інтерпретованого як дискретний час) і набувають лише одного

з двох значень: 0 і 1, а Φ_i і Ψ_j — вирази алгебри логіки щодо змінних $Z_1(t), \dots, Z_k(t)$, $X_1(t), \dots, X_m(t)$. Користуючись звичною логічною термінологією, їх можна називати *одномісними предикатами* (відповідно — *зхідними*, *вхідними* і *внутрішніми*). При цьому рівняння (1) задають оператор, який перетворює систему *зхідних предикатів* $\{X_q\}$ на систему *зхідних предикатів* $\{Y_i\}$. Очевидно, зв'язок між предикатами X_q та Y_i , заданий рівняннями (1), точно відтворюється формулою спец. вигляду

$$\begin{aligned} \exists Z_1 \dots \exists Z_k \{ & \& \{Y_i(t) \equiv \Phi_i(Z_1(t), \dots, \\ & \dots, X_m(t))\} \& \{Z_j(t+1) \equiv \Psi_j(Z_1(t), \dots, \\ & \dots, X_m(t))\} \}. \end{aligned} \quad (2)$$

в якій окрім операцій алгебри логіки є й предметний квантор, що пов'язує числовий аргумент t , і предикатні квантори, які пов'язують одномісні предикатні змінні. Первинний словесний опис роботи автомата буває зручно представляти у вигляді формули в предметних й предикатних (за одномісними предикатами) кванторами, але не обов'язково у вигляді спец. формули (2).

Ці формули становлять логічну мову M , символіка й інтерпретація якої є така: а) малі букви t, τ, ρ, \dots (можливо з індексами) позначають предметні змінні, які пробігають натуральний ряд чисел; б) великі букви X, Y, Z, \dots (можливо з індексами) позначають одномісні предикатні змінні, визначені на натуральному ряді; в) 1, 2, 3, ... — це позначення для натуральних констант; г) терм — це предметна змінна або сума предметної змінної і натуральної константи; д) атомарні формули мають вигляд $X(\mu), Y(\mu), \dots$, де μ — довільний терм; е) інші формули будуються з атомарних за допомогою операцій алгебри логіки та кванторів за предметними й предикатними (одномісними) змінними. Зразу видно, що в M можна визначити такі «вторинні» відношення та операції: різність термів; відношення порядку для термів; обмежені предметні квантори, напр. $\forall t \leq \tau$ (для кожного t , меншого за τ), $\exists t < \tau$ (для деякого t , меншого за τ), $\forall t < \tau$ (для кожного t , меншого за τ), $\exists t < \tau$ (для деякого t , меншого за τ).

квантори типу $\exists^{\infty} t, \forall^{\infty} t$ (для нескінченної множини значень числового аргументу t й відповідно для всіх значень t , за винятком, може, скінченного числа їх, справджується \forall). Тому, окрім первинних засобів, згаданих в а) — е), можна застосовувати й символи $=, <, \exists^{\infty}, \forall^{\infty}, \dots$ тощо. Напр., можна а формулу

$$\forall t \{ Y(t) \equiv \exists \delta [X_1(\delta) \& \forall \tau < \tau \{ X_2(\tau) \} \},$$

$$\forall^{\infty} t \{ Y(t) = \exists^{\infty} X_1(t) \& \exists^{\infty} X_2(t) \}$$

виражає певну умову, яка пов'язує одиний вихідний предикат Y з двома вхідними предикатами X_1 і X_2 .

Нехай у формулі $\Pi(X_1, \dots, X_m, Y_1, \dots, Y_n)$ мови Π є лише кілька предикатів змінні, які зазначені в дужках. Виявляється, що для кожної такої формули існує скінченний автомат зі вхідними й вихідними предикатами X_1, \dots, X_m та Y_1, \dots, Y_n відповідно (структурно — автомат з m вхідними й n вихідними зв'язковими каналами), який задовольняє Π , тобто такий автомат, що його входи й виходи зв'язані умовою, яку виражено у формулі Π . Інакше кажучи (на відміну, напр., від мови регулярних виразів), той факт, що якусь умову вдається формалізувати даною мовою, ще не гарантує, що Π можна здійснити в класі скінченних автоматів. Розроблено алгоритм синтезу, які за будь-якою заданою формулою мови Π з'ясовують, чи існує скінченний автомат, який задовольняє Π , і якщо існує, то будують його. Легко зрозуміти, що вказана логічна мова виразніша за мову регулярних виразів та ін. мови синтезу, але разом з тим велика виразність адекватна й значного ускладнення алгоритмів синтезу. Треба обережно підходити до спроби й далі розширювати мову й посилювати Π виразність, бо це часто призводить до того, що алгоритм синтезу стає неможливим принципово (напр., якщо до термів віднести й суми вигляду $t + t$, де обидва доданки — змінні підлягання). А от для деяких вузких фрагментів мови Π можливі й ефективніші алгоритми. Виявилось корисним застосовувати М. м. для а. а. і до розв'язування задач, які виникають у матем. логіці. Діа. Трахтенброт В. А., Барабанов Я. М. Нечисл. автоматы (Поведение в синтезе). М., 1970 [Робл. орг. с. 389, 393]. Кларк С. К. Представление событий в нервных сетях и конечных автоматах. В кн. Автоматы Пер. с англ. М., 1956. В. Ю. и Д. Р. Слабая арифметика второго порядка и конечные автоматы. В кн. Кибернетический сборник, № 8 М., 1964. Б. А. Трахтенброт.

МОВА МАШИНИ «МИР» — мова програмування, орієнтована на описування алгоритмів розв'язування інженерних і науково-технічних задач і така, що включає засоби спілкування людини з машиною в діалогов режимі.

заголовні букви рос. і лат. алфавітів, десятикові цифри, знаки операцій (у т. ч. являючі $\Sigma, \Pi, \{$), знаки відношень $>, \geq, =, <, \leq$, дужки, роздільники, знаки елементарних ф-цій і службові слова, взяті з рос. мови U мові розрізняють два типи даних — цілі й десяткові, над якими визначено арифм. операції. Опису типів у мові немає, тип даного ви значають з контексту. Відмінною особливістю мови є явне задання в програмі називів про розрядність (кількості цифр у мантії десяткових чисел, які зберігаються в процесі виконання операцій над числами), на основі якої має бути реалізовано алгоритм. Це відповідає обчисл. можливостям ЕОМ сімейства «МИР».

Для іменування змінних і функцій використовують ідентифікатори. Основу побудови структурних одиниць мови становить поняття арифм. виразу. Описування арифм. виразу розширено порівняно з АЛГОЛом-60 введенням як первинних виразів сум, добутків та інтегралів. Припускають змінні лише в одному або двох індексах. Описування в М. м. «МИР» поділяють на три типи: описування простих змінних виду $Z = A$; описування ф-цій виду $f(y_1, \dots, y_n) = B$; описування масивів виду $x[m]$, або $x[m, n]$, або $x[m, n] = x_1, x_2, \dots, x_m$, або $x[m, n] = x_{11}, x_{12}, \dots, x_{1n}, x_{21}, x_{22}, \dots, x_{m1}, x_{m2}, \dots, x_{mn}$. Тут Z, y_1, \dots, y_n — прості змінні; f — ідентифікатор ф-ції; x — ідентифікатор масиву, m, n — цілі числа, x_i, x_{ij} ($i = 1, 2, \dots, m; j = 1, 2, \dots, n$) — числа; A, B — арифм. вирази. Описування простих змінних і ф-цій відіграють роль підпрограм, звертання до яких здійснюється щоразу, коли постає потреба мати значення тих змінних, яким до моменту звертання таких значень не було надано.

Серед операторів М. м. «МИР» є оператори, призначені присвоювати й стирати значення простих змінних і змінних в індексах, керувати алгоритм. процесом (оператори переходу, зупинки, циклу та ін.), складений і широким набір операторів введення, в т. ч. оператори релазування й виведення на друкувальний пристрій символічної інформації,

Приклад програми на М. м. «МИР» обчислення многочленів Ерміта для довільного індексу N і дійсного аргументу X .

Обчислювальна схема		Програма на М. м. «МИР»	
Обчислити		«РОЗЯРДНОСТЬ» 12	
$H = \sum_{k=0}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} \frac{(-1)^k N!}{k!(N-2k)!} (2x)^{N-2k}$		$H = \Sigma \{K = 0, E(N/2), (-1) \uparrow K \times$	
при		$\Pi \{J = 1, N, J\} / (\Pi \{J = 1, K, J\} \times$	
$N = 6$		$\Pi \{J = 1, N - 2 \times K, J\} \times$	
$X = 0.5$		$(2 \times X) \uparrow (N - 2 \times K));$	
		«ВЫВОД» H «ГДЕ» $N = 6;$	
		$X = 0.5$ «КОНЕЦ»	

Програми на М. м. «МИР» нескладні структурою й досить наочні. Кожна програма складається з операторної частини — послідовності операторів, і описової частини — послідовності описів. Алфавіт мови містить у собі

арифм. виразів, чисел, масивів, таблиць і графіків ф-цій у формі, зручній для сприйняття.

Для оперативного втручання людини в процес розв'язування задач є набір засобів корп-

можливої мови потрібно виконувати певні правила поділу алгоритму розв'язування задачі на окремі етапи. Алгоритми записують у вигляді послідовностей операторів і описів додаткових відомостей про первісні дані. Для однозначного розуміння цього запису встановлюють строги правила записування кожного оператора. Сукупність цих правил становить синтаксис мови. Кожне таке правило встановлює, як та чи інша синтаксична одиниця мови (напр. ч. оператор) утворюється з ін. одиниць даної мови. Змістовне значення цих одиниць становить семантику мови. Див. також *Автоматизація проектування*.

Лит. Кришакіян Н. А. Мирова Г. А., Фролова Г. Д. Программирование. М. 1966 (бібліогр. с. 336-339); Жоголенко А., Трифонов І. П. Курс программирования. М. 1967 (бібліогр. с. 404-405). Г. П. Багрянський.

МОВА ОПИСУВАННЯ ПРИСТРОЇВ ЦОМ — сукупність засобів для задоволення інформації про алгоритм функціонування, структуру й технічні характеристики дискретних пристроїв. Як правило, М. о. я. ЦОМ — це спеціалізована алгоритмічна мова. Осн. вимоги до сучасних М. о. я. ЦОМ такі: простота, яка дає змогу ефективно застосовувати їх; універсальність, яка дає змогу описувати довільні алгоритми функціонування; гнучкість, яка забезпечує можливість застосовувати універсальні засоби в конкретних ситуаціях; мнемонічність, тобто це значить, що складні синтаксичні конструкції мови не повинні заганяти фіз. суті описуваного пристрою, мови опису повинні бути відкритими в розумінні можливостей розширення їхніх зображувальних засобів і зручними для моделювання описуваного пристрою. Крім того, М. о. я. ЦОМ містять засоби для описування пристроїв на різних етапах проектування (див. *Автоматизація проектування ЦОМ*). Оскільки на цих етапах потрібен різний ступінь деталізації інформації про проєктований пристрій, мові описування властива своєрідна інформаційна ємність. Багатоманітність і кількість цих вимог зумовлюють існування сімейства М. о. я. ЦОМ, об'єднаних спільними осн. поняттями. Кожна мова сімейства характеризується областю використання її в процесі проєктування, а також сумісністю з іншими мовами, тобто загальні поняття мов повинні мати в різних мовах одну й ту саму семантику. Окрім того, М. о. я. ЦОМ тісно пов'язані між собою й синтаксично, щоб забезпечувати достатньо формальний перехід одного рівня деталізації опису пристрою до іншого.

Враховуючи сучасний стан автоматизовано проєктування обчисл. пристроїв, слід відзначити, що М. о. я. ЦОМ повинна мати засоби для описування алгоритмів функціонування, блокової структури пристроїв і способу конструктивного описування пристроїв з різним ступенем деталізації. При цьому М. о. я. ЦОМ має способи формального задавання й описування документації на всіх етапах проєктування. Окрім цього, вона зручна для реалізації формальних методик проєктування на ЕОМ.

Розглянемо як приклад одну з найрозвиненіших мов описування пристроїв — мову *базисних систем* «ПРОЕКТ». Осн. частину цієї мови — мову АЛГОРИТМ — призначено описувати алгоритми перетворювань послідовностей наборів значень вхідних сигналів на послідовності наборів значень вихідних сигналів. Поняттям сигналу в мові відповідає синтаксична категорія «аміна». Регістрам пристрою відповідає поняття «внутрішня аміна». Для описування мікрооперацій і мікропрограм, які треба реалізувати в пристрої, застосовують поняття функцій і підпрограм. Осн. синтаксичні поняття мови є поняття *алгоритму*. Алгоритм складається з опису змінних, функцій і підпрограм, причому в описі змінної можна вказувати тип цієї змінної (вхідна, вивідна, внутрішня) та її розрядність, тобто довжину коду, який є значенням змінної. Розрядність змінної можна задавати явно (числом або параметрично), тоді опис пристрою мовою АЛГОРИТМ буде правити за описом одного класу пристроїв. Коли в процесі описування пристрою проєктувальник ще не прийняв ніяких інженерних рішень або йому не відомі якісь деталі, він може користуватися т. з. неоповненими описами, які надалі, в процесі проєктування, можна уточнювати. Для описування ф-цій мовою АЛГОРИТМ передбачено широкі можливості: ф-цію можна задавати або таблицю, або формулою, або як періодично визначаване перетворення. Описи можуть містити й іншу інформацію, яку використовують у програмі функціонування. Програма функціонування складається з операторів і функціонування пристрою полягає у виконуванні цих операторів. У програмі задається й послідовність виконання їх. У мові АЛГОРИТМ є засоби, щоб описувати паралельні дії, виконувати одночасно.

Друга осн. частина М. о. я. ЦОМ — мова СТРУКТУРА — служить для описування пристроїв у вигляді композицій інших пристроїв. Текст опису пристрою цією мовою містить інформацію про компоненти, з яких складено описуваний пристрій, і про з'єднання цих компонентів між собою. В описі кожної компоненти вказано її ввідні та вивідні аміни й тип компоненти. Коли в пристрої є багато однотипних компонент, то можна описати лише одну компоненту з параметром. Це дає змогу скоротити структурний опис пристрою. Зв'язки між компонентами в структурі задають рівняння зв'язків, які теж можна описувати параметрично. Цю мову з невеликими модифікаціями можна застосовувати й для описування пристроїв на етапі тех. проєктування. Крім згаданих частин мови, в ній є й засоби, щоб описувати характеристики сигналів.

М. о. я. ЦОМ тісно пов'язується з тех. реалізацією. Об'єкти мови — опис, оператори, вирази, компоненти, рівняння зв'язків тощо, як правило, зберігаються в пам'яті машини закодованими за допомогою спец. *спискових структур*, і переклад з мови опису на внутрішнє представлення здійснює спец. *транслятор*. Транслятор виконує синтаксичний

аналіз тексту на М. о. п. ЦОМ і буде внутр. представлення цього тексту.

Створено досить багато мов описування пристроїв. Найвідоміші з них — LOTIS і SOL, призначені переважно для часового моделювання логік, схеми ЦОМ, мова регістрових перетворень і мова описування систем.

Літ.: Глушков В. М., Касишкова Ю. В., Лещинський А. А. О. *Описание устройств в автоматизированной системе проектирования вычислительных машин (ПРОЕКТА)*. «Кибернетика», 1979. № 8. М.: Мир. *Computer-aided digital system design and analysis using a register transfer language*. «IEEE transactions on electronic computers», 1964, v. EC-13, № 6. *Система Е. Р. System description languages*. «IEEE transactions on computers», 1970, v. C-19, № 12. С. С. Горюховский.

МОВА ПРОМІЖНА — мова програмування, що застосовується як посередник у процесі автоматичного перекладу з проблемно-орієнтованих мов на мови обчислювальних машин М. п. служить для комплексції програм, трансляції їх в різні мови *процедурно-орієнтованих* і для скорочення кількості *трансляторів*, які необхідно скласти, щоб на кожній з N машин можна було користуватися будь-якою з M мов програмування. Якщо не використовувати М. п., то для цього потрібно $M \times N$ трансляторів. При користуванні М. п. достатньо мати M трансляторів з проблемно-орієнтованих мов на М. п. і N трансляторів з М. п. на конкретні машини, тобто всього $M + N$ трансляторів. Відповідно до призначення М. п. головна вимога до неї полягає в тому, щоб забезпечити ефективний переклад за її допомогою для ширшої більшості M та N .

У принципі будь-яку формальну мову програмування можна було б обрати як М. п., бо всім їм притаманна алгоритмічна універсальність. Проте будь-яка проблемно-орієнтована мова може забезпечити ефективне використання обчисл. машин лише при розв'язуванні певного вузького класу задач, на які її орієнтовано. Напр., алфавітно-цифрові таблиці ефективно не виражаються через типи даних, передбачені в АЛГОЛІ-60, а вибирання елементів з вектора співвідноситься з багатомірним, якщо його зберігати в пам'яті у вигляді *списку*. Таким чином, для ефективного перекладу з різних проблемно-орієнтованих мов М. п. має бути не проблемно-орієнтованою, а *мовою машинно-орієнтованою*, тобто близькою до мови обчисл. машин. Разом з тим жодна з мов конкретної обчисл. машини не можна ефективно використовувати як М. п. Це тому, що *програма* будь-якої конкретної машини за необхідністю містить багато більше інформації, аніж цього треба, щоб описати алгоритм. Там, де треба одержати суму двох чисел, для будь-якої конкретної машини необхідно, щоб доданки й суму було зображено певними послідовностями *кодів*. Більше того, в результаті додавання виходить не просто наближене значення суми, а певним чином заокруглене значення. При цьому для кожної конкретної машини завжди відомо, що буде, коли, напр., нормалізоване число використати як послідовність *бітів* і т. д. При виконанні програми, написаної для однієї машини, на іншій машині доводиться мо-

делувати всі особливості першої машини. Саме на моделювання цих особливостей (що, як правило, й не використовуються в програмі) йде переважна частина часу роботи другої машини. Із доводиться моделювати тому, що, як відомо, відрізати в програмі істотне від нестотного — це дуже складне завдання. Тому як М. п. слід обкрати алгоритмічні машинно-орієнтовані мови, які містять у собі всі спільні риси мов для різних обчисл. машин і не мають тих особливостей, якими мови цих машин відрізняються одна від одної.

Орієнтація М. п. зумовлює такі їхні властивості, які можуть спростити завдання складання компіляторів з М. п. і зробити їх ефективнішими: а) від М. п. не вимагається зручностей для програмування зручності; б) при складанні компіляторів можна розраховувати на те, що всі програми М. п. правильні, оскільки їх, у свою чергу, склали транслятори з проблемно-орієнтованих мов. М. п. відіграють велику роль у створенні *математичного забезпечення ЦОМ* внутрішнього, бо на їхній основі можна розробити універсальне математичне забезпечення, придатне водночас для класу машин, а також можна розв'язати проблему спадкоємності матем. забезпечення при зміні поколінь машин. Е. А. Любимський.

МОВА ПРОЦЕДУРНО-ОРІЄНТОВАНА — мова для описування алгоритмів розв'язування певного класу задач. Поділ на класи має умовний характер. Під класом задач розуміють задачі, в яких розглядаються аналогічні об'єкти і застосовуються схожі прийоми розв'язування. Всякий *алгоритм* розв'язування задачі можна записати у вигляді *програми* для обчисл. машини, закодувавши у відповідний спосіб розглядувані об'єкти. Проте переклад (трансляція) з мови, що історично встановилася в даній сфері людської діяльності, на мову обчисл. машини — це дуже трудомісткий процес, який потребує спец. підготовки в галузі використання ЦОМ і вивчення специфічних особливостей конкретної машини. Крім того, алгоритми у вигляді програм для конкретної машини мало придатні для обміну інформацією та накопичення *фонду алгоритмів і програм*. Запровадження вищих рівнів формального описування розв'язування задач — М. п. о. — дає змогу уникнути всіх цих труднощів. За допомогою М. п. о. спеціалісти в даній галузі можуть описувати алгоритми розв'язування задачі в визначених термінах, не вникаючи в особливості обчисл. машини й не вдаючись по допомогу до програмістів. Запис алгоритму в М. п. о. перекладається на мову конкретної машини автоматично *транслятором*. Отже, одна програматранслятор для даної машини забезпечує можливість використання на ній всіх програм, написаних даною М. п. о.

Сформулювали М. п. о. для таких класів задач. В обчисл. задачах осн. об'єктами є числа й *масиви* чисел. Алгоритми розв'язування може задаватися дуже складними ф-лами з використанням рекурсивних визначень, індексних виразів, підстановок ф-цій, склад-

для розв'язування їх на машинах і збільшенню ефективності процесу розв'язування. Разом з тим підвищення програмного рівня М. ЦОМ в. ускладнює інтерпретацію мови як процесу динамічного переведення робочої програми з цього рівня на мікрокомандний (див. *Інтерпретація мови структурна*). Залежно від кількості та функціональних характеристик рівня мови розрізняють традиційні і розвинуті, елементарні і процадурні внутр. мови. За сполученням цих ознак (альтернативних у кожній парі) виділяють чотири осн. класи внутр. мов. У зв'язку з розвитком М. ЦОМ в. виділяють різні ступені наближення їхніх програмних рівнів до зовнішніх мов. До осн. ступенів наближення належать внутр. мови символічно-наближені, елементарно-наближені, подібні та ізоморфні зовнішнім мовам. Перші три в названих ступенях наближення характеризуються відповідно тим, що внутр. мова має тільки символи зовнішньої мови, тільки символи та елементарні конструкції зовнішньої мови, символи, елементарні і складові конструкції зовнішньої мови. Останній ступінь (внутр. мови, ізоморфні зовнішнім мовам) характеризується цілковитим збігом (з точністю до позначень) внутр. мови з зовнішньою. Для розвитку внутр. мов найперспективнішим є ступінь подібності, який зумовлює можливість відобразити в програмному рівні внутр. мови осн. елементи ролі зовнішніх мов, введення в нього засобів для полегшення інтерпретації, ефективного записування будь-яких службових алгоритмів тощо. Поєднання принципових характеристик зовнішньої мови і ступеня наближення до неї внутр. мови цілком визначає належність внутр. мови до осн. класів. Підвищення рівня алгоритм. мов для даного ступеня наближення означає підвищення її рівня внутр. мови. Можливості такого розвитку істотною мірою залежать від досконалості засобів реалізації мови в машині, тобто від засобів інтерпретації в системі внутр. матем. забезпечення. Осн. особливістю цієї реалізації є ступінчаста побудова системи керування, яка відповідає ієрархічній структурі внутр. мови.

Літ.: Глущук В. М. (та ін.). *Вычислительные машины и развитые системы интерпретации*. К., 1970 (Бібліогр. с. 254—257).

З. Д. Ребинчер.

МОВА ШТУЧНА — спеціально створена семіотична система. Поняття «М. ш.» протиставляється поняттю «мова природна», що означає мову, яка виникла стихійно, природно. М. ш. є універсальною мовою, яку створили для міжнародного спілкування і являють собою сукупість природних мов (есперанто, ідо та ін.), і спеціалізовані анаком системи для записування необхідної інформації з певних галузей науки і техніки. Серед останніх виділяються М. ш., призначені для автоматичної переробки інформації. Див. *Мова інформаційна*, *Мова логіко-математична*, *Мова програмування*.

МОВА-ПОСЕРЕДНИК — допоміжна мова, яку використовують у процесі автоматичного перекладу та інших видів машинної перероб-

ки текстів природними мовами для запису відомостей про зміст і будову перероблюваного тексту в однозначній і мінімально надмірній формі. Зазначені відомості до запису М.-п. означають, що в цьому не повинно бути омонімії, кожний виділюваний елемент смислу має бути явно виражений (напр., спец. символом) і інформація не повинна дублюватися. Для цього М.-п. повинна мати достатньою мірою широкі можливості, щоб нею можна було записати всі відомості про зміст будь-якого тексту будь-якою використовуваною мовою, не втрачаючи антропічної інформації. Якщо текст природною мовою має кілька тлумачень, тобто омонімічний, в ньому треба зіставити кілька написів М.-п. Переклад фраз в одній мові на іншу з використанням М.-п. полягає в перекладі фраз зовнішньої мови М.-п. (аналіз) та перекладу фраз М.-п. зовнішньої мови (синтез). В усіх випадках, коли при перекладі є поділ на аналіз і синтез, можна вважати, що є й М.-п., вважаючи запис результату аналізу, який дає зовнішні дані для синтезу, за запис М.-п. Але про наявність М.-п. говорять лише тоді, коли в результаті аналізу одержують структуру, яка тією чи іншою мірою відображає зміст перероблюваного тексту. Зміст тексту відображається в різних М.-п. з неоднаковою глибиною, тобто можна говорити про М.-п. різної «глибини». М.-п. розробляють здебільшого паралельно з розробкою алгоритмів аналізу. Ці розробки повинні забезпечити перехід від тексту природною мовою до запису такою М.-п.

Метою сучасної лінгвістичної семантики є створення семантичної мови, яка, за задумом, повинна давати змогу записувати смисловий зміст будь-яких текстів. Як М.-п. пропонували деякі природні мови (напр., англійську) або такі мови штучні, як Інтерлінгва та есперанто. Тепер загальноприйнято, що згадані мови зовсім непридатні для цього (зокрема, закладок своєї ідіоматичності, неоднозначності, складності перекладу ними тощо) і що мовою-посередником має бути спеціально сконструйована штучна мова. Здебільшого М.-п. будують для якоїсь вибраної групи мов, в окремому випадку — для двох мов, що беруть участь у перекладі. Уявлення про конкретну організацію М.-п. ще не усталене, однак можна дати заг. характеристику її на основі М.-п., які уже існують. М.-п., як і кожна мова, характеризується набором елементарних одиниць (елементів М.-п.) та правилами побудови складних одиниць (фраз М.-п.) з елементарних (граматика М.-п.). У деяких випадках до цих правил додають ще й правила синонімічних перетворень у М.-п., і тоді до зазначених етапів процесу перекладу (аналізу й синтезу) долучається етап синонімічних перетворень. Набір елементів М.-п. включає елементи різної природи. В певному розумінні основні елементи (лексика М.-п.) — це смислові одиниці, які зіставляються зі словами представленої групи мов, що є перекладними еквівалентами одна одній. Елементи другого типу відповідають одиницям інформа-

ції, які в природних мовах передаються здебільшого морфологічними засобами. В елементах третього типу відображаються відомості про синтаксичні зв'язки між елементами першого типу. Для позначення елементів М.-п. іноді використовують словесний запис з позначкою, що йдеться про елементи М.-п., а не про слова природної мови, з інших випадках використовують символічні або числа («числові» М.-п.). Граматика М.-п. залежить від її набору елементів та способу записування фраз. Напр., одні вчені вважають, що фраза М.-п. — це граф, вузлами якого відповідають осн. елементи М.-п., що мають послідовності елементів другого типу, тобто зміни, а гілками відповідають елементи третього типу — відношення. Тоді граматика М.-п. — це правила побудови таких графів. Інші вважають, що фраза М.-п. — це силална формула, утворена з елементів і дужок, а граматика зводиться до правил упорядкування елементів і розставляння дужок, які вказують на межі формул. Деякі вчені задають граматику М.-п. як породжувальну безконтекстну граматику (див. *Граматики породжувальні*).

М.-п. за своєю природою близькі до мов інформаційних, тобто штучних мов, які використовують для записування відомостей про тексти в інформаційно-пошукових системах. Проте в будові цих мов є відмінність, зумовлена тим, що вони мають неоднакове призначення: М.-п. призначені для перекладу, а інформаційні мови — для логічного аналізу й переробки змісту тексту.

Дит. Мельчук Ш. А. К вопросу о «грамматическом» языке-посреднике. «Машинный перевод и прикладная лингвистика», 1959, № 4. Мельчук И. А., Ракитя Р. I. Автоматический перевод. 1948—1963. Критико-библиографический справочник. М., 1967. О. С. Кузнецова.

МОВИ ЕНТРОПІЯ — одна з основних статистичних характеристик мови, здатність її містити певну кількість інформації (в Шенноновому розумінні). Письмовий текст можна розглядати як послідовність сигналів, кожний з яких як значення набуває букв (морфем, слів або фраз) даної мови, — тобто як ланцюжок статистично зв'язаних між собою дослідів з випадковими результатами. Ентропія $H(\text{букви})$, що відповідає одній букві тексту, дорівнює границі (при $N \rightarrow \infty$) ентропії H_N , яка обчислюється з урахуванням статистичних зв'язків між буквами, що поширюються не більше як на N сусідніх букв. Спочатку визначають величини $H^{(N)} = -\sum p_i^{(N)} \log p_i^{(N)}$, де $p_i^{(N)}$ — імовірності всіхляких комбінацій по N букв (N -грам). При $N = 0$ припускають, що $H^{(0)} = 0$. Після цього приймають $H_N = H^{(N)} - H^{(N-1)}$. Якщо за одиницю вимірювання величин ентропій приймають біт, то логарифми в усіх формулах є двоїчовими. Аналогічно визначають ентропію $H(\text{слова})$, яка припадає на одне слово тексту. При підрахунку ентропії (див. *Мови інформаційні вимірювання*) враховують лише статистичні характеристики тексту. Через те інформація, що

характеризується значенням ентропії, не зв'язана безпосередньо зі змістовим змістом тексту, а лише вказує найменший час, необхідний, щоб передати текст по тій чи іншій лінії зв'язку.

Усну мову можна розглядати і як послідовність певних лінгвістичних одиниць (складних чи фонем). При цьому її ентропію визначають так само, як і для записаного уривку тексту. Іншого підходу до визначення ентропії усної мови вимагається від фізіол. акустики. При цьому мову розуміють як повну послідовність звукових коливань повітряного середовища. Ентропія, що визначається на базі такого підходу з урахуванням даних фізіол. акустики, буде більшою за ту, яка міститься в запису мови; різниця цих ентропій виражає інформацію, пов'язану з інтонаційними особливостями мови, і за порядком величини збігається з тією, що міститься в записаному тексті. Див. також *Мови надмірності*.

І. М. Ялом.

МОВИ ІНФОРМАЦІЙНІ ВИМІРЮВАННЯ — вимірювання, метою яких є визначення мови ентропії $H = \lim_{N \rightarrow \infty} H_N$, а також мови

надмірності $R = 1 - \frac{H}{H_0}$. Визначення ста-

тистичних зв'язків між буквами переконус в тому, що для всіх відомих мов, скажімо, $H_0 \approx H_N = H$. Оскільки задача укладання частотних таблиць для сполуки з 4,5 і більше сусідніх букв є нерозв'язною навіть при використанні сучасної обчислювальної техніки, такий «прямий» метод М. і. в. використовується гол. чином для підрахунку величин ентропії певного порядку, як, напр., H_1, H_2, H_3 , які не дають змоги надійно оцінити ентропію і надмірність мови. Депо більше дає використання створених для багатьох мов *своєнілі частотних слів*, якщо при цьому береться до уваги та обставина, що $H(\text{букви}) = H(\text{сл}) : k$, де $H(\text{сл})$ — ентропія, що припадає на одне слово, а k — середня довжина слова, тобто кількість букв у ньому. Якщо ентропію $H(\text{сл})$ оцінювати за допомогою величини H_1 , обчисленої на основі імовірностей появи окремих слів, то оцінка, одержувана з останньої формули для $H(\text{букви})$, відповідає величині H_1 , обчисленій з урахуванням імовірностей комбінацій з k букв. Набагато більше значення для М. і. в. мають непрямі методи, пов'язані з експериментами по відгадуванню (або «передбаченню») букв тексту. Віднесена до однієї букви тексту ентропія H_N вказує ступінь невизначеності дослідів по передбаченню букв тексту в умовах знання $N - 1$ попередніх букв; цей ступінь невизначеності дослідів можна оцінити за важкістю відгадування N -ї букви по відомих $N - 1$ буквах, які їй передують. Методику проведення таких дослідів та оцінювання на основі їхніх результатів величин H_N вказав амер. математик К. Шеннон (п. 1918). Далі її вдосконалив рад. математик А. М. Колмогоров.

ров (п. 1903) та ін. В більшості праць з М. І. в. використано саме цю методику; вимірювання проводили для багатьох мов, і не європ. мов.

Окрім статистичного визначення кількості інформації є й інші способи, які вказав А. М. Колмогоров. Використовують ці способи переважно при М. і. в., пов'язаних з літ. творами, оскільки стосовно унікальних за своєю природою об'єктів художньої літератури, імовірнісні поняття, що спираються на поняття статистичного ансамблю, стають досить невизначеними.

При М. І. в. за методом відгадування значайно оцінювали величину H (буки), за якою вже можна визначити і величину H (слова) (H (буки) $\cdot k$), а також величину ентропії, відношенню до інших лінгвістичних елементів тексту: H (фраза), H (морфема) або H (фонема). Ці самі міркування дають змогу пов'язати між собою дві значення величини H (буки), обчислених у випадку, коли не враховуються пробіли між словами або коли пробіл приймається за спеціальну («нульову») букву алфавіту; з того, що надрукований «пробіл» (без пробілів між словами) текст містить ту саму інформацію, що й звичайний, виходить співвідношення

$$H(\text{з проб.}) = H(\text{без проб.}) \cdot \frac{k+1}{k}.$$

Інший характер має задача визначення інформації *кількості*, що міститься в інтонаційних особливостях вимовляваного тексту. Ця задача складна через те, що необхідно враховувати велику кількість різномірних факторів, пов'язаних з індивідуальними якостями голосу тієї чи іншої людини та зі специфічними особливостями вимовлення розглядуваного уривка тексту. Використовуючи формули інформації *теорії*, окремі фактори, що входять до загального поняття статистичної інформації, яка міститься в усній мові, можна оцінювати досить точно.

Лит. Яглом Й. М., Добрушин Р. Л., Яглом А. М. Теорія інформації в лінгвістиці. «Вопросы языкознания», 1960, № 1, Яглом А. М., Нглом И. М. Вероятность и информация. М., 1973 [бібліогр. с. 487—500]; Колмогоров А. И. Три подхода к определению понятия «количество информации». «Проблемы передачи информации», 1965, т. 1, в. 1, Пьероттский Р. Г. Информационные измерения языка. Л., 1963 [бібліогр. с. 108—112], Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике. Пер. с англ. М., 1963 [бібліогр. с. 783—820].

МОВИ КЕРУВАННЯ ТЕХНОЛОГІЧНИМИ ПРОЦЕСАМИ — мови програмування, призначені для описування задач збирання даних, регулювання параметрів, дослідницького керування, оптимізації режимів та обміну інформацією з черговий-операторами для процесів, що перебігають у реальному часі. Перші М. к. т. з'явилися 1960. Розвиток М. к. т. в. відбувався двома шляхами: розширення відомих мов програмування і побудова спеціалізованих мов. Розширення відомих мов (АЛГОЛ 60, ФОРТРАН, ПЛ I)

полягає у введенні нових типів даних, поповненні набору стандартних функцій і впровадженні засобів, з допомогою яких чергові оператори можуть вносити зміни в програму, що їх реалізує машина безпосередньо в процесі керування. Як спец. типи можна виділяти вхідні дані (вимірювані величини процесу), вихідні (команди керування від ЦОМ до процесу), фіксовані дані (що зберігаються в постійній пам'яті). Набір стандартних функцій розширюють, вводячи часто повторювані операції контролю та керування, напр., функції циклічного опитування і довільного звертання до даних чи виконавчих механізмів; функції масштабування, лінеаризації та корекції поточних значень параметрів, функції контролю пристроїв, тенденцій змін і гранично допустимих відхилень параметрів від норм, групи функцій, що описують закони автомат. регулювання процесів тощо. Поряд з аластичними мовами високого рівня способами організації програм (блоки, процедури, підпрограми) вводять додаткові структурні одиниці — макрокоманди та суперблоки, які структурні одиниці утворюють ієрархію. В результаті черговий-оператор зі свого пульта може оперативно, за реальний час, зупинити й відновлювати хід виконання програм, змінювати їхні параметри, пропускати макрооперації або блоки, замінюючи їх виконання або рутинним керуванням, або іншими структурними одиницями, тобто здійснювати гнучку стратегію керування. Спеціалізовані М. к. т. п., як правило, не такі універсальні, але вони краще відображають особливості конкретних процесів і споживачів. Такі мови формуються шляхом виділення, класифікації та позначення звичними для технологів термінами або скороченнями елементів устаткування, особливостей технологічних схем і режимів, характерних команд керування, станів елементів і відповідних ситуацій (особливо аварійних), довідлень черговому про перебіг процесу. Під час побудови спеціалізованих М. к. т. п. конкурують дві тенденції: детальне охоплення вузької сфери й охоплення групи споріднених процесів. До мов з вузьким охопленням відносять СПАЛТ (система програмування алгоритмів керування теплоенергетичними блоками) і АПРОКС (підготовка програм для газорізальних верстатів), а до мов з груповим охопленням ТЕХНОЛОГ-67 (для верстатів з програмним керуванням) і АЛКОПОЛ (для безперервних вироб.). Для обслуговування безперервних процесів призначено й мови CONRAD, CONSUL, RTL (у них є засоби, придатні для описування алгоритмів адаптивного й адміністративного керування) та ін. У М. к. т. п. широко використовують програмування на бланках. Щоб програмісти якийсь блок, технолог повинен зазначити лише конкретні параметри (заповнивши певні порожні позиції на спец. бланку). Так напр., мовами для циклічних і безперервних вироб. є мови PROSPRO та VICEPS. Щоб поповнювати програмне забезпечення новими блоками, в

них передбачено бланки заг. операцій, записування в яких здійснюється мовою *асемблеру*. PROSPRO допускає й записування мовою ФОРТРАН, яке доцільно робити для складних нових блоків. Треба, щоб М. м. т. з., крім зручностей для технолога-програміста, забезпечували ефективну взаємодію між черговим оператором та ЕОМ за реальний час при прийнятті рішень. Така орієнтація властива, напр., мові ЯЗОН, у якій визначено зручні форми представлення даних і відповідну систему відображення інформації. Передбачено різні рівні взаємодії: вибіркового контролю процесу, обчислювання та реструкції; зміна завдань і параметрів контури регулювання, складання й налаштування нових контурів, блокування програм, зміна і введення нових програм. Мова містить засоби компенсації деяких помилок чергового і поповнення частини даних, яких немає. Дальший розвиток М. м. т. з. пов'язаний з їхньою стандартизацією та системною орієнтацією. Основа цих мов становить ядро (засоби для описування стандартних блоків збирання й первинної переробки даних, цифрового регулювання та дискретного керування, оптимізації й послідовного керування, адаптивних і адміністративно-гисп. розрахунків, засоби редагування даних), оболонка (набір бланків для технологів і засоби діалогу з черговим) і координатор (засоби описування обладнання обчислювальної системи, відповідність ядра та оболонки, розподіл часу й ресурсів).

Див. Тезисні Висновки конференції по програмізації (Засідання) Е. К. 1964 Чачіо А. Г. Інші питання роботи в області мови людсько-оператори м. систем і управління мех. регуляції промисловості (Л. 1961 К., 1964 (бібліогр. с. 101-104). Лайн Г. В. Математическое обеспечение в системах управления промисловостями процессами. Труды Института инженерів по автоматизации и радиоэлектронике США. 1970, т. 58 № 3, 1167-1171. J. High-level programming for process control. The computer journal, 1970, v. 13, № 1.

О. Г. Чачіо.

МОВИ ЛОГІКО-МАТЕМАТИЧНІ — символічні мови для формалізованого викладу логічних і математичних теорій. М. л.-м. задають переліком формальних символів (які відіграє роль, подібну до ролі алфавіту природної мови) і вивченням правил побудованих виразів різними типами (аналогів осмислених слів і речень природної мови), а також забезпечують семантикою тлумаченням смислу формальних символів і виразів. Правильно побудовані вирази, значеннями яких є об'єкти, наз. **т е р м а м и**, а вирази, значеннями яких є судження, наз. **ф о р м у л а м и**. Перелік формальних символів нескінченний: він може містити логічні символи, символи предикатів та ф-цій (до числа ф-цій можуть входити індивідуальні символи — символи 0-місних ф-цій), допоміжні знаки (дужки, коми тощо) і містити здебільшого нескінченно багато змінних. Усі ці символи задають як слова в якомусь скінченному алфавіті. Семантика вказує допустимі значення змінних, тлумачення символів предикатів, ф-цій і логіч. символів. Розглянемо, напр., мову *арифметики формальної*. Змінні: (x) , (y) , (z) і

т. д. Логічні символи: \supset ($A \supset B$ читається: *з A випливає B*), $\&$ (і), \vee (або), \neg (не), \forall (для всіх), \exists (існує). Символи предикатів: $=$ (дорівнює), $<$ (менше), $+$ (плюс), \cdot (помножити), $'$ (що йде за), 0 (нуль). Терми: 0 є терм; можна змінна є терм; якщо a та r — терми, то $i(a) + (r)$, $(a) \cdot (r)$, $(a)'$ — терми. Формули: якщо a і r — терми, то $(a) = (r)$ — формула; якщо A та B — формули, x — змінна, то $(A) \supset (B)$, $(A) \& (B)$, $(A) \vee (B)$, $\neg (A)$.

$\forall x(A)$, $\exists x(A)$ — формули.

М. л.-м. поділяють на логічні й власне логіко-математичні (прикладні). Їх поділяють ще й на мови першого і вищих порядків; мови першого порядку — на кванторні й безкванторні.

а) Логічні мови характеризуються вживанням пропозиційних і предикатних змінних, допустимими значеннями яких є відповідно висловлювання (тобто твердження, для яких є сенс говорити про істинність чи хибність) та предикати (поняття і відношення). Пропозиційні М. л.-м. (мови *числення висловлювань*) не містять, як правило, *кванторів*, але містять усі чи деякі із зв'язок \supset , $\&$, \vee , \neg , \leftrightarrow (еквівалентності) і т. ін., які при інтерпретації відповідають операціям над висловлюваннями. При неповному комплекті решту зв'язок вводять як скорочення (напр., $a \leftrightarrow b$ означає $(a \supset b) \& (b \supset a)$); вибір таких скорочень підказує семантика. Модальні мови містять зв'язки \square (необхідно), \Diamond (можливо) і т. ін.; імплікація *строга* вводиться самостійною зв'язкою, а іноді скороченням $(a \Rightarrow b$ означає $\square(a \supset b)$). Предикатні М. л.-м. одержують з відповідних пропозиційних мов, додаючи предметні змінні, предикатні символи з різною кількістю віільних місць (пропозиційні змінні розглядають як 0-місні предикатні символи) і квантори \forall , \exists (або один з них; у цьому випадку другий звичайно вводять як скорочення; напр., $\forall x(A$ означає $\neg \exists x \neg A)$). Іноді додають ще й функціональні символи. Атомарні ф-ли такої мови мають вигляд $P(t_1, \dots, t_n)$, де P — k -місний предикатний символ, t_1, \dots, t_n — терми. Решту

формул будують з атомарних за допомогою логіч. зв'язок. Для предикатних мов з кількома сортами змінних для кожного з функціональних і предикатних символів вказують, до якого сорту належить кожен аргумент і (для функціональних символів) — до якого сорту належить результат (тобто терм, що починається з розгляданого символу). Часто виділяють мову числення предикатів з рівністю — результат додавання двоїсного предикатного символу = (відповідна атомарна ф-ла, на відміну від заг. випадку, має вигляд $r = x$) до відповідної предикатної мови У логіч. мовах 1-го порядку допускаються квантори лише за предметними змінними; у мовах вищих порядків є квантори за предикатами (квантори 2-го порядку) за предикатами над предикатами (квантори 3-го порядку) і т. д.

Мова теорії типів містить квантори всіх скінченних порядків

Іноді предикатні мови включають у себе правила побудови термів за допомогою λ -символу ($\lambda x.A(x)$ читається: якийсь x , для якого вірним є $A(x)$), або, для мов з рівністю, за допомогою ι -символу ($\iota x.A(x)$ читається: той єдиний x , для якого $A(x)$). Власне логіко-математичні прикладні мови характеризуються тим, що пропозиційних і предикатних змінних у цих мовах немає зовсім або вони відіграють другорядну роль. З-поміж цих мов найпростішими за логічною структурою є безкванторні мови. Найуживанішими з безкванторних мов є мови для описування різних класів обчислюваних функцій. Напр., мова ПРФ (примітивно рекурсивних ф-цій); предикатні змінні (a), (aa), (aaa) тощо; функціональні змінні: (f), (ff), (fff) та ін.; натуральні числа: 0 , $0'$, $0''$ тощо, функціональні символи (функтори): $'$, Z , (тотожний 0); функціональні змінні (звс це — одиниці функтори): $[$, i , n], де i , n — натуральні числа, $i \leq n$ (n -місний функція, значення якої дорівнює i -му аргументу); якщо φ — n -місний функтор, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ — m -місний функтор, то $[S, \varphi, \varphi_1, \dots, \varphi_n]$ — m -місний функтор (результат підстановки $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ в φ); якщо φ — n -місний функтор, ψ — $(n+2)$ -місний функтор, то $\lambda [R, \varphi, \psi]$ — $(n+1)$ -місний функтор (примітивна рекурсія: $[R, \varphi, \psi] (0, X) = \varphi(X)$, $[R, \varphi, \psi] (y', X) = \psi(y, X, [R, \varphi, \psi] (y, X))$). Терми « 0 », предикатні змінні і вирази вигляду x , $\varphi(x_1, \dots, x_n)$, де x, x_1, \dots, x_n — терми, φ — n -місний функтор. Формули: $r = s$, де r, s — терми. Допустимі значення предикатних змінних мови ПРФ — натуральні числа, допустимі значення функціональних змінних — примітивно рекурсивні ф-ції (іноді — ширші класи обчислених ф-цій). Але логічно задають мови для описування інших класів усього визначених обчислених функцій.

При описуванні часткових ф-цій, крім предиката рівності, з'являється предикат \dagger або \dagger (читається: визначено); $r \dagger s$ інтерпретується у цьому разі так: $r \dagger s$ і $s \dagger r$ випливає, що значення r дорівнює значенню s . Додаються й засоби для зображування ф-цій, універсальної для розгляданого класу: або символ для цієї ф-ції, або правило: якщо i — терм, то $\langle i \rangle$ — функтор (номер його у певній заздалегідь фіксованій нумерації розгляданого класу дорівнює значенню i).

Застосовують ще й мови для описування обчислених функціоналів різних типів: « 0 » є тип (об'єкти типу 0 — натуральні числа); якщо σ і τ — типи, то $(\sigma \rightarrow \tau)$ є тип (операції, що переробляють об'єкти типу σ на об'єкти типу τ). Це — скінченні типи; розглядають і трансфінитні типи. Для кожного типу зазначають правило побудови послідовності змінних цього типу й константи цього типу, до яких входять звичайно символи операції, всі значення якої дорівнюють « 0 », а також

об'єкт $'$ типу $(0 \rightarrow 0)$; до констант типу $(\sigma \rightarrow ((0 \rightarrow (\sigma \rightarrow \sigma)) \rightarrow (0 \rightarrow \sigma)))$ часто включають оператор примітивної рекурсії. Терми типу σ — це змінні й константи типу σ , вирази виду $r(s)$, де r — терм типу $(\tau \rightarrow \sigma)$, s — терм типу τ (вираз $r(s)$ інтерпретується як результат застосування операції r до аргументу s) та якщо в розглядуваній мові є оператор абстракції λ (вираз $\lambda x.r$), що інтерпретується як позначення ф-ції, яка переробляє кожне x на $r(x)$, де r — типу β , x — типу α і $\sigma = (\alpha \rightarrow \beta)$.

Приклади М. л.-м., що містять квантори, використовують для описування матем. структур, які трапляються найчастіше. З-поміж мов 1-го порядку — це мови формальної арифметики та аксіоматичної множин теорії; з-поміж мов вищих порядків — мова аналізу зі змінними типу 2 (для множин раціональних чисел), мова 2-го порядку з одномісними предикатними змінними, мова теорії типів.

Важлива характеристика М. л.-м. — її виразальна здатність. Іноді вдається звести виразальні засоби, які не фігурують у мові явно. Так, у безкванторних прикладних мовах можна звести логічні зв'язки (напр., $x \wedge y \text{ і } x \vee y$ означає $|x - y| + |y - x| = 0$) й обмежені квантори ($\forall x \in \alpha (f(x) = g(x))$ означає $\sum_{x \in \alpha} |f(x) - g(x)| = 0$).

Принципові обмеження виразальної здатності мови дає теорема Тарського: при природній нумерації формул мови, яка містить якийсь мінімум арифметики, неможливо вказати формулу $T(x)$ цієї мови, таку, що $T(n)$ істинно тоді і тільки тоді, коли n — номер істинної ф-ми.

Дж. Новак. П. Г. Элементы математической логики. М., 1952. Киселев С. С. Introduction to mathematical logic. New York — Toronto, 1952. Ч. 1. Введение в математическую логику. Пер. с англ. т. 1. М. 1981. Харрис Х. Б. Основания математической логики. Пер. с англ. М., 1969 (Библиотечка «Вопросы философии» вып. 547).

МОВИ МАШИНИ — клас мов проєктування, що задаються системами команд ЦОМ і є мовами, що їх безпосередньо реалізують (інтерпретують) ці машини. М. м. — алгоритмічно повні. Це визначає універсальність ЦОМ — можливість реалізації на них довільних алгоритмів, для яких пам'ять даної машини є достатньою. На відміну від інших мов програмування, в М. м. команди представлені певними цифровими кодами (здебільшого двійковими), що надає цим мовам великої гнучкості, зокрема, можливість описування алгоритмів, які в процесі реалізації їх переробляють самі себе та ін.

За лінгвістичною природою М. м. є мовами фразової структури: їхні команди (слова мови) складаються з символів (цифр), що означають посилання на операцію, яка має виконуватись, і на дані, над якими її треба виконати (на вхідний, який треба підключити для роботи) або на команду, яка повинна бути виконана після даної. Описування процесів обробки даних у М. м. пов'язане зі значними

труднощами. Причиною цього є недостатня наочність М. м., їхня громіздкість та наявність специфічних особливостей, зумовлених конкретною тех. реалізацією цих мов ЦОМ. М. м. застосовують (як правило, за допомогою символічного модування), напр., розробляючи математичне забезпечення ЦОМ експертних. Особливим класом М. м. є мови машин з високим рівнем інтерпретації (напр., мови машини «Мир»), що є проблемно-орієнтованими символічними мовами високого рівня. Див. також Команд. система. Мова ЦОМ експертних. К. Л. Кищенко.

МОВИ МОДЕЛІ АНАЛІТИЧНІ — різновиди моделей мови, в яких вважається заданим певний набір текстів або інші відомості, що інтерпретуються як емпіричні дані про мову, і на підставі цих даних устанолюються ті чи інші закономірності будови мови (див. *Мови моделі математичні*). М. м. а. можна розглядати як формальний опис деяких сторін дослідницької діяльності лінгвіста. Вони не обов'язково пов'язані з автомат. аналізом тексту й можуть не бути конструктивними. В М. м. а., побудованих на основі статистичних методів, але найчастіше під М. м. а. розуміють моделі, в яких використовують типе первісних поняття логіки й теорії множин та деякі елементарні поняття алгебри і, рідше, теорії множин. У М. м. а. найповніше розробленого типу первісними поняттями є: а) мн-на V (як правило, але не завжди, скінченна), яка наз. словником; б) мн-на θ правильних послідовностей або «фраз» мови (елементи V нижче наз. словами, елементи θ — фразами) і в) деякі відношення на цих мн-нах, що відображають у загальному вигляді значення слів і зміст речень мови. Основа теорії М. м. а. цього типу заклала в кін. 50-х років рад. вчений О. С. Кулагіна.

За призначенням М. м. а. поділяють на фонологічні (призначені для описування фонологічних понять) і синтаксичні (призначені для описування синтаксичних — у широкому розумінні слова — понять). У фонологічних моделях елементи словника інтерпретують звичайно як звуки мови, а правильні послідовності — як можливі сегменти мовлення між сусідніми паузами; у синтаксичних моделях елементи V , як правило, означають слова (причому, напр., «стіле і естолу» — різні елементи), а правильні послідовності — граматично правильні речення (не обов'язково осмислені, напр., речення «Безбарвні зелені ідеї шалено сплять» — граматично правильне). М. м. а. зазначеного вище типу можна класифікувати за складністю первісних об'єктів так.

1. Мова 1-го ступеня складності — пара $L_1 = (V, \theta)$. Нехай $f, g \in V^\infty$ (тобто f і g — довільні, не обов'язково правильні, послідовності елементів V). Упорядкована пара (f, g) наз. контекстом. Кажемо, що (f, g) допускає слово $a \in V$ (відповідно послідовність $A \in V^\infty$), якщо $fag \in \theta$ (відповідно $fAg \in \theta$). Нехай $a, b \in V$. Кажемо, що a під-

порядковує b відносно θ (позначення $a \rightarrow b$), якщо будь-який контекст, що допускає a , допускає і b . Якщо $a \rightarrow b$ і $b \rightarrow a$, то ва визна-

ченням a і b належать до однієї сім'ї S . Сім'я S_i підпорядковує S_a , якщо $a \in S_i$ і $b \in S_a$, такі, що $a \rightarrow b$. Сім'я S наз. початковою, якщо немає S_i ($S_i \neq S$) такої, що $S_i \rightarrow S$. Сукупність $S \cup S_1 \cup \dots \cup S_n$, де S_i — початкова сім'я і для будь-якого i ($1 \leq i \leq n$) вірним є $S \rightarrow S_i$, наз. елементарною граматичною категорією (ЕГК), породженою S . Слова «однакової форми», напр. «вікно» і «літо», як правило, належать до однієї сім'ї. Але, напр., «метро» і «вікно» належать до різних сімей (пор. «підійшов до метро», але не можна «підійшов до вікно»). Проте ці слова об'єднують в одну ЕГК (до 2-ї ЕГК належать «вікно» і «метро» і т. д.). В укр. мові до різних сімей слід віднести не тільки «метро» і «вікно», а й «метро» і «пальто», бо тепер в укр. мові останнє слово відмінюється: «стояв у метро», але: «стояв у пальто»). Отже, тут виникають засоби для формального описування омонимії. Крім відношень на словнику (т. з. *відношень парадигматичних*), у моделі L_1 можна вивчати й відношення на фразах (т. з. *відношення синта-*

матичні). Нехай $A \in V^\infty$ має в собі не менше як дває слів. Послідовність $A \in V^\infty$ наз. конфігурацією 1-го рангу, якщо й слово a таке, що для будь-яких $f, g \in V$ $fag \in \theta$ тоді й тільки тоді, коли $fag \in \theta$. Нехай визначено поняття конфігурації i -го рангу для всіх $i \leq r$. Тоді конфігурацією r -го рангу наз. послідовність A , для якої внаслідок слова a таке, що для будь-яких $f, g \in V$ виконуються умови: 1) якщо $fag \in \theta$, то $fAg \in \theta$; 2) якщо $fAg \in \theta$ і fAg не має входжень конфігурацій рангів, менших за r , що перетинаються з виділеним входженням A і не належать до нього цілком, то $fag \in \theta$. Конфігурація рангу r наз. простою, якщо вона не має ніяких інших конфігурацій рангу r . Фраза f наз. не зв'язною в мові L_1 , якщо в ній немає ніяких конфігурацій цієї мови. Мова наз. скінченною, якщо характеризується, якщо кількість її простих конфігурацій і незв'язних фраз скінченна. За допомогою цих понять устанавлюються зв'язки між М. м. а. і з граматиками породжувальними; зокрема, всяку скінченно-характеризовану мову може породити безконтекстна граматика. Модель L_1 допускає різні узагальнення. Одне з них полягає в тому, що підпорядкування визначається відносно довільної підмножини (фрагмента) A множини θ . При цьому найважливішими є т. з. правильні фрагменти. Фрагмент A наз. правильним, якщо для будь-яких $a, b \in V$ і $a \rightarrow b$ відносно A виконується $a \rightarrow b$. Розгляд фрагментів дає

краще наближення до реальних лінгвістичних методів, ніж розгляд усієї мн-ни θ , бо в лінгвістиці мову завжди вивчають за якоюсь

обмеженою сукупністю фраз. Нарешті, в моделі L_1 досліджують розбиття словника V . Нехай B — таке розбиття V образом слова a (позначеного як $B(a)$) наз. клас, до якого a потрапляє при розбитті B . B -образом послідовності $f = a_1 \dots a_n$ наз. послідовність класів $B(f) = B(a_1) \dots B(a_n)$. Позначимо через $B(V)$ мн-ну класів розбиття B , через $B(0)$ мн-ну всіх таких послідовностей $B(f)$, що для кожної з них $f \in \emptyset$. Пару $(B(V), B(0))$ можна розглядати як мову i -го ступеня складності. Природно визначають поняття B -контексту, B -підпорядкування і B -сім'ї. Розбиття на B -сім'ї наз. похідним зм розбиття B і позначається B^* .

2. Мова 2-го ступеня складності — пара $L_2 = (L_2, \Gamma)$, де Γ — розбиття словника на т. з. околя, що інтерпретуються в синтаксичних моделях як мн-ни форми одного слова, слів одного кореня або слів, що належать до одного об'єкта дійсності. В цій моделі запропоновано кілька аналогів частини мови, напр.: а) розбиття на типи Γ — похідне від розбиття на околя, б) система гіпертивів, тобто ЕГК, визначених у мові $(\Gamma(V), \Gamma(0))$. Зручність 2-го поняття можна проілюструвати таким прикладом. Слова «літо», «будиночок» і «грашка» належать до одного типу (хоч і до різних сімей), але слово «думка» належить уже до іншого типу, бо можна сказати «думка», що він живий», але не можна сказати «літо, що він живий», «будиночок, що він живий» чи «грашка, що він живий». Проте слово «літо» завжди можна замінити словом «думка», не порушуючи граматичної правильності, в андес впливає, що є гіпертив, який їх об'єднує. В моделі L_2 запропоновано кілька аналогів граматичної категорії роду. Найпростіший із них має такий вигляд: слова a і b належать до одного роду, якщо для будь-якого слова $a' \in \Gamma(a)$ знайдеться слово $b' \in \Gamma(b) \cap S(a')$, і те саме є вірним для будь-якого слова $b' \in \Gamma(b)$. Так, слова «вінчик» і «будиночок» входять до однієї сім'ї (пор. «великому вінчику», «будиночків»), але до різних родів, бо слова «вінчик» і «будиночок» належать до різних сімей. Оскільки категорія роду визначається в моделі абстрактно, то «роди» визначаються не тільки для іменників, а й для ів, частив мови. У класі дієслів в один рід об'єднуються всі дієслова з однаковим керуванням, напр., «встановлювати», «алатити», «нагороджувати» (кого-небудь за що-небудь). Але не всі грам. категорії можна вивести з первинних понять моделі L_2 .

3. Мова 3-го ступеня складності — пара $L_3 = (L_3, \Sigma)$, де Σ — система R_1, R_2, \dots, R_n розбиттів словника, які наз. категоріями. Класи, до яких потрапляє слово a при розбитті R_i , наз. його категоріальними формами, або ознаками, і інтерпретуються як синтаксичні, семантичні або фонологічні угруповання. Якщо кожне розбиття складається з двох класів, система Σ наз. бінарною, або дихотомічною. Так, напр., за фонологічною теорією Р. Якобсона, кожний звук будь-якої

мови світу характеризується системою з 12 ознак, що мають лише двох значень (голосність — неголосність, приголосність — неприголосність, дзвінкість — глухість, висока тональність — низька тональність і т. д.). Цю систему можна описати за допомогою понять теорії кодів. У цій моделі всі категорії рівноправні, але в деяких моделях ознаки можуть бути ієрархізовані так, щоб одні угруповання визначалися за допомогою інших. Нехай, напр., задано категорію, що її інтерпретують для іменників як категорію грам. числа. Тоді категорію відмінки можна визначити так. Усі контексти, що допускають слова з обох категоріальних форм числа, наз. відмінковими. Два відмінковий контексти за визначенням еквівалентні, якщо вони допускають одні й ті самі слова. Відмінком наз. тоді клас еквівалентних відмінковий контекстів. Ця ідея належить А. М. Колмогорову (поправда, він сформулював її для всієї мн-ни контекстів).

4. Мова 4-го ступеня складності — пара $L_4(L_4, \rho)$, де ρ — відношення «смыслового включення» на мн-ні \emptyset ($\rho(f, g)$ означає, що смисл фрази f включено до смислу фрази g). Якщо $\rho(f, g)$ і $\rho(g, h)$, то фрази f і h тотожні за смислом. У рамках моделі L_4 запропоновано кілька аналогів для поняття фонему — напр., такий Кажуть, що звуки x і y перебувають у відношенні комутації K , якщо в послідовності $fxg \in \emptyset$ і $fyg \in \emptyset$, які мають різний смисл. Нехай $\rho \in \Phi(x)$, де $\Phi(x)$ — мн-на ознак, що відповідають x . Ознака ρ наз. диференціальною для x , якщо є звук y такий, що: а) xKy ; б) $\Phi(x)$ і $\Phi(y)$ відрізняються тільки тим, що в $\Phi(y)$ ознаку ρ замінено іншою ознакою. Фомемою, що відповідає x , наз. мн-ну ознак, диференціальних для x . Часто будуються аналоги фонем, які використовують лише відношення комутації. Усі ці моделі широко застосовують у задачах, де треба оптимізувати систему записування мовної інформації, напр., при транскрибуванні. В рамках L_4 будуються й т. з. трансформаційні описи мови (див. *Граматика трансформаційна*). Нехай одне з розбиттів словника V поділяє його на повнозначні й службові слова. Кажемо, що фрази f трансформаційно підпорядковані фразі g (позначення fTg), якщо $\rho(f, g)$; для будь-якого повнозначного слова a іє f знайдеться слово b з q таке, що $a \in \Gamma(b)$. Якщо fTg і qTl , то f і g перебувають у відношенні трансформовуваності. Оскільки фрази може мати кілька смислів, відношення трансформовуваності — нетранзитивне (так само, як і відношення словисловототожності); напр., фрази «це викрило Опанаса» перебуває у відношенні трансформовуваності з фразою «це — викрило Опанаса», а ця фрази перебуває у відношенні трансформовуваності з фразою «це викрило Опанаса», тоді як смисл 1-ї фрази відрізняється від смислу 3-ї. Тому було запропоновано визначити абстрактний смисл фрази f як мн-ну фраз, що перебувають у відношенні трансформовуваності з f , а потуж-

ність цієї мн-на назвати індексом синонімічності фрази. Індексом омонімічності фрази f наз. кількість абстрактних смислів, що відносять цій фразі. Було запропоновано за допомогою подібних до цих понять описувати відмінності наукового і поетичного стилів (С. Маркус). Л. Небеський запропонував описувати в моделі L_4 відношення синтаксичного підпорядкування. Нехай назвемо фразу f підфразою фрази g , якщо: а) або $f = g$, або f можна одержати з g , опускаючи деякі слова або замінюючи деякі слова службовими словами, б) $p(f, g)$. Слово a домінує над словом b у фразі f , якщо в усіх підфразах фрази f , в яких є b , є і a . Слово a безпосередньо домінує над словом b , інакше, в підпорядковув. b , якщо a домінує над b й немає слова c , $c \neq a$, $c \neq b$, такого, що a домінує над c і c домінує над b .

5. 6 клас конструктивних М. м. а., в яких мн-на всіх правильних послідовностей не є первісною, а утворюється внаслідок якоїсь сукупності операцій. Назвемо мовою L_1 трійку (V, θ, α) , де θ — скінченна мн-на первісних фраз і α — скінченна мн-на заборонених послідовностей. Непуста послідовність A наз. поширювачем слова a , якщо є послідовності f і g такі, що $fAg \in \theta$ і $fag \in \theta$ і немає послідовностей f і g таких, що $fAg \in \theta$ і $fag \in \alpha$ або $fAg \in \alpha$ і $fag \in \theta$. Множину правильних фраз дозволяється розширити за рахунок фраз, що утворюються замінюю і довільній фразі якогось слова його поширювачем (можливі модифікації цієї ідеї за рахунок запровадження поняття рангу, за методом аналогічного рангу в теорії конфігурацій). Мовою L_{II} — назвемо пару об'єктів (L_1, O) , де O — якась мн-на операторів, визначених на словах і послідовностях (у т. ч. і фразах мови). У термінах мови L_{II} можна описати т. з. елементажний аналіз (Е. Харріс). У системі цього аналізу запроваджуються, напр., такі оператори: $i(a)$ — лівий ад'юнкт до категорії a (напр., прикметник c і іменник), $r(a)$ — правий ад'юнкт до категорії a (напр., іменник у родовому відмінку c і іменник). Усі фрази з θ — граматично правильні. Речення, що утворюються застосуванням операторів (і дальшим підставленням відповідних слів) до граматично правильної фрази, також вважають граматично правильними. Трансформації також звичайно описують не як відношення на всіх мн-ні правильних фраз, а як операції, що застосовуються до фраз із скінченної мн-ни θ , які наз. ядерними м. Так, фразе «писменин» не лише книжки утворюється з ядерної фрази «писменин пише книгу» операцією, яка визначена на всіх фразах вигляду: підмет + перехідне дієслово + прямий додаток + переводить їх у заперечні речення. Моделі такого типу, залишаються М. м. а., наближаються до породжувальних граматик.

З лінгвістичного погляду М. м. а. поділяють на парадигматичні (моделі частин мови, категорії роду, відмінка, ЕГК, фонетики і т. д.) і

синтагматичні (теорія конфігурацій). Теорія трансформацій займає за цим критерієм проміжне положення: відношення трансформовуваності можна розглядати як узагальнення відношення належності до однієї парадигми, так що «буду писати» і «пишу» можна вважати і як двіє слів, що належать до однієї парадигми, і як дві фрази, що перебувають у синтагматичному відношенні трансформовуваності.

Лит. Куларжия О. С. Об одном способе определения грамматических понятий на базе теории множеств. «Проблемы кибернетики», 1958, т. 1, Статистичні та структурні динамічні моделі К. 1968 Задания А. А. Русские именное слово-назначение М. 1967 [Обзор с 363-364]. Рен. ани Н. Н. Метод моделирования и типологии языков. М., 1967 [Обзор с 277-290] Глазков А. В., Мельчук И. А. Элементы математической лингвистики. М., 1968 [Обзор с 188-192]. Гладыш А. В. Формальные грамматики и языки М. 1973 [Обзор с 349-356]. Математическая лингвистика М. 1964 Маркус С. Теоретико-множественные модели языков. Пер. с англ. М., 1970. Marcus S. Introduction mathématique à la linguistique structurale. Paris, 1967. Par- cis Z. Mathematical structures of language. New York — London — Sydney — Toronto, 1968.

І. Я. Прайс. МОВИ МОДЕЛІ МАТЕМАТИЧНІ — математичні конструкції, що їх використовують для описування властивостей природної мови, тобто для чіткого й однозначного формулювання понять, які необхідні при описуванні мови. Як первісні, тобто задані зазвичай, для кожної М. м. м. відбирають деякі основні поняття, відношення й операції, використовувати з теоретичної лінгвістики, і на їхній основі за допомогою математичних (теоретико-множинних, алгебраїчних, логіко-математичних, топологічних, теоретико-ймовірнісних і статистичних) засобів визначають і описують інші поняття й відношення — як ті, що вже існують у теоретичній лінгвістиці (сюди відносять, напр., чіткі формулювання понять відмінка, роду й частини речення), так і ті, що виникають при точному описуванні мови (напр., поняття проективності).

Основними поняттями будь-якої М. м. м. є поняття початкового словника, тобто скінченної множини символів, і ланцюжка, тобто послідовності символів з даного словника. В багатьох М. м. м. задають і розбиття словника на класи та відношення між відповідними класами Розрізняють два типи М. м. м.: мови моделі аналітичні, при побудові яких використовують абстракцію актуальної нескінченності, тобто всю нескінченну сукупність речень мови розглядають як початкову даність, і граматичні формальні, в яких використовують лише абстракцію потенційної нескінченності, тобто жодне речення виникає (граматично породжується) або розпадається (граматично розпізнається) на певному кроці спеціально побудованого числення або алгоритму. Див. також Лінгвістика математична.

МОВИ НАДІПРІВНІСТЬ — характеристика мови, що вказує, наскільки пересічно можна сморотити довжину тексту, щоб не втратити передаваної інформації. М. н. визначають за виразом $R=1 - \frac{H}{H_0}$, де H — мови ентропія,

що відповідає розгляданому уривкові тексту (з розрахунку на одну букву тексту), а H_0 — макс. ентропія, яка допускається для тексту, записаного тим самим алфавітом, що й розглядуваний; для n -буквенного алфавіту $H_0 = -\log_2 n$. Для багатьох мов досить детально вивчено $M. n.$ «середньостатистичних» текстів і багатьох спец. текстів. Одержані результати не можна вважати за цілком надійні, але водночас можна твердити, що для більшості «вирп. мов» надмірність «середньостатистичних» текстів має одну й ту саму величину порядку, близького до 70%. Ця величина дуже зростає для повідомлень, що передаються в таких умовах, коли буває надто багато перешкод, або таких, що посилає в розшифруванні їх може мати особливо тяжкі наслідки (так, напр., установлено, що для переговорів між черговими в аеропортах і пілотами, які ведуть на посадку літаки, $M. n.$ перевищує 80%). А коли передавання відбувається по каналах зв'язку з недостатньою пропускнуою здатністю, $M. n.$ знижують суттучно («телеграфна мова»). Становить інтерес і питання про надмірність літ. текстів, що належать до різних видів художньої ліри або до різних літ. шкіл. Так, напр., за наявними даними можна припустити, що поетичні тексти, які належать кращим поетам, характеризуються надмірністю, яка близька до надмірності прозової літ. мови, водночас для віршів, що їх інтуїтивно оцінюють, як слабкі, надмірність різко зростає. Див. також *Мови інформаційної комунікації*.

МОВИ ПРОГРАМУВАННЯ — формальні мови зв'язку людини з цифровою обчислювальною машиною, призначені для описування даних (інформації) та алгоритмів (програм) обробки їх на обчислювальній машині. $M. n.$ задається своїм синтаксисом і семантикою — сукупністю правил, що визначають, який вигляд речень можна використовувати для задавання програм і яке їхнє операційне значення. Одне з найважливіших понять у $M. n.$ становить поняття відповідності імені (назви, адреси, ідентифікатора) і значення (об'єкта, змісту адреси) — аналогічно поняттю змінної і значення в алгебрі, використання імен для засоби для записування операторів не лише над об'єктами, які задано їхнім явним зображенням, а й за допомогою імен і дає змогу надавати програмам як завжди загальної форми.

Кожна $M. n.$ за допомогою свого синтаксису й семантики визначає якісь властивості її процесору (перетворювач), реальний або імплемований, яким ця мова, в свою чергу, визначається однозначно. Отже, програма на даній $M. n.$ визначає порядок і тип дій, які повинен виконати відповідний даній мові процесор при її реалізації.

Теор. основу $M. n.$ становлять *алгоритмічні мови*. Допустимі набори операторів у $M. n.$ значно більші за мінімальні набори, необхідні для їхньої алгоритмічної універсальності, що зумовлено практичною орієнтацією цих мов. Оск. вимоги до $M. n.$: доступність для огляду, зручність для використання та ефек-

тивність реалізації їхніх процесорів. Виякнення й розвиток $M. n.$ тісно пов'язані з розвитком ЦОМ і з розширенням сфери застосування їх. $M. n.$ а, напр., внутрішні мови машини (тобто мови безпосередньої інтерпретації ЦОМ, що задаються їхніми *командами* системою). Ці мови стали першими $M. n.$ Потім було запропоновано багато $M. n.$, тією чи іншою мірою упрощених і алгебризованих.

Існуючі тепер $M. n.$ ділять на три великі класи: машинно-орієнтовані, процедурно-орієнтовані й проблемно-орієнтовані. До машинно-орієнтованих $M. n.$ відносять мови, в яких, з одного боку, явно виражено зв'язок з конкретною ЦОМ (структура команд, пам'яті, зовнішніх пристроїв тощо), а з іншого, — до мови введено елементи, що спрощують і автоматизують процес програмування (символьне позначення команд і комірок пам'яті, широке використання значних для людини позначень тощо). Машинно-орієнтовані $M. n.$ дають змогу писати програми, які за ефективністю не поступаються перед програмами, що написані безпосередньо в кодах машини, але значною мірою полегшують роботу для налагоджування їх. Як правило, машинно-орієнтовані $M. n.$ призначені для системних програмістів, які працюють на обслуговуванні ЦОМ і побудови матем. забезпечення для них. Залежно від ступеня зв'язку людини з ЦОМ, машинно-орієнтовані $M. n.$ поділяють на машинні $M. n.$, *асемблери* (або мови символічного кодування, чи асемблерні мови) і машинно-незалежні $M. n.$

Характерною особливістю машинних мов є цифрове кодування команд, і, отже, те, що в них внутр. форма подання операторів (команд), за допомогою яких у цих мовах описуються програми, не відрізняється від форми подання даних. Через це на ЦОМ можна реалізувати такі програми, які в результаті своєї роботи складають інші програми (*транслятори, генератори програм* тощо) або перетворюють у процесі виконання самі себе. $M. n.$ вищих рівнів цієї особливості машинних мов не мають, і лише в найновіших мовах з'являються деякі можливості впливати на програми в процесі їх реалізації (напр., з мови *АЛГОЛ 68*).

Уже реалізація найпростіших алгоритмів на перших ЦОМ (циклічних і розгалужених процесів та *підпрограми*) зумовила необхідність перетворювати команди в процесі виконання їх (т. з. модифікація команд). Аналіз програм дав змогу поставити деструктур ЦОМ певні вимоги з метою спростити виконання програм, вдосконаливши мови *ЦОМ внутрішні*. Так, наявність у системі команд ЦОМ операцій за адресами 2-го рангу (непрямої адресції) дає змогу реалізувати будь-яку програму, не модифікуючи її запису при виконанні, а це дає можливість розміщувати програми в односторонній пам'яті і домогтися того, щоб запис будь-якої програми не залежав від розміщення її в пам'яті ЦОМ, від розмірів оброблюваних масивів, розміщення даних тощо. Тому вже з кінця 60-х рр. у внутр. мови

вводять ті чи інші еквіваленти непрямой адресації (індекс-реєстри й покажчики, адреси вищих рангів). Усі агадані особливості машинних мов увійшли до М. п. вищих рівнів. Але водночас уже машинним мовам властиві найхарактерніші риси всіх М. п. фразової структури: команди мови складаються з символів, які позначають посилання на операцію, яку треба виконати, і на дані, над якими її треба виконати, або на команду, яку треба виконувати після даної команди, або на пристрій, який треба підікнути для роботи. Описування процесів автоматичної обробки даних внутр. мовами ЦОМ пов'язане з значними труднощами, спричиненими малою вмотивованістю цих мов і наявністю специфічних особливостей, зумовлених кокретною тех. реалізацією. Винятком становлять внутр. мови машини з високим рівнем інтерпретації, тобто машин. внутр. мови яких є мовами *процедурно-орієнтованими* (напр., мови машини «МІР-1», «МІР-2»). Проте машинні мови застосовують як правило, шляхом символічного кодування при підготовці системного програмного забезпечення ЦОМ. Задача формального описування машинних мов пов'язана з проблемою точного описування можливостей ЦОМ, які неперервно розвиваються (можливостей пристроїв введення — виведення, систем переробки, роботи в реальному масштабі часу тощо), і в ній досі не можна звязати розв'язкою. Автокоди (або мови один до одного 1:1) призначені для заміни двійкових кодів операцій та адрес команд їхніми символічними позначеннями, а в розвинутіших мовах (макромовах або автокодах 1:я) — для розширення набору елементарних операцій ЦОМ деякими макрокомандами, які виконують певні підпрограми. Використання автокодів стало першим кроком на шляху *автоматизації програмування* і було основою для створення М. п., в які закладено засоби для власного розширення. У мовах цього рівня запис арифметичних та інших виразів або поділяють на ланцюжок елементарніших записів, або поділяють спец. мовами, ближчими до загальнозв'язаних (різні варіанти запису *бездужкового виразу* тощо). Мова символічного кодування застосовувалася вже в машинах 1-го покоління. Це дало змогу спростити процес програмування шляхом автоматизації *пам'яті розподілу*, врахування її ступенів тощо. Застосування універсальних засобів описування процесів обробки, які є в М. п. вищих рівнів може призвести до менш ефективного використання обладнання і до втрати швидкості виконання програм. Мови символічного кодування є базовими в *операційних системах* і використовують їх як мови збирання, тому їх називають *асемблерними мовами*, або мовами збирання (див. *Асемблер*). Оскільки ці мови, як правило, охоплюють усі можливості машинних мов, їх застосовують у машинах наступних поколінь при створенні системного програмного забезпечення — програм, які повинні бути якнайефективнішими.

За своїм рівнем до асемблерних мов набли-

жаються універсальні машинно-орієнтовані мови, що їх використовують як *мови проміжні* в системах автомат. програмування. Ці мови враховують особливості внутр. мов певного класу машин, для яких вони відіграють роль *мови-посередника*. Такою мовою є, напр., мова АЛГО, орієнтована на клас машин з фіксованою структурою копірок пам'яті. Процедурно-орієнтовані мови становлять наступний, вищий рівень М. п., що призначені для різних сфер застосування ЦОМ і враховують специфіку цих застосувань.

У будь-якій М. п. можна виділити дві самостійні частини. Перша з них призначена для описування об'єктів перероблюваної інформації (первісних, проміжних, остаточних результатів), а друга є набором засобів для описування процесів перетворення цих даних. Залежно від орієнтації мови зазначені частини можуть бути більш або менш розвинені. Так, у мовах, орієнтованих на розв'язування наук.-тех. задач обчисл. характеру, перша частина мови, як правило, позначає і складається з опису типів числових даних (цілих, дійсних, булевих), іноді доповненого описом деяких інших величин (векторних, рядкових та ін.), а друга — досить сильно розвинена внаслідок суперпозицій довільної глибини над базисними операціями, роль яких відіграють в основному значимий арифм. операції й відношення, а також елементарні ф-ції матем. аналізу. Інші мови, напр., ті, які орієнтовані на обробку економ. даних, характеризуються більш розвиненим апаратом, призначеним для описування перероблюваної інформації, яка становить собою, як правило, сукупність об'єктів складної структури. Під складністю структури даних розуміють їхнє зображення у вигляді *дерева*, *кількості ярусів* якого може практично досягати кількох десятків і в кожному з ярусів може бути багато верхівок. При цьому кожний з верхівок *дерева* може бути об'єктом з різноманітними властивостями. Таким є, напр., розмір даного (кількість символів або знаків, які складають це дане), різновид позання даних у машинному *коді* (двійковому, двійково-десятичному, плаваючому або фіксованому та ін.). Вибір засобів для описування процесів перетворення даних-операторів великою мірою залежить від орієнтації мови на клас задач і від форми подання даних. Ця специфіка задач і зумовила необхідність створити процедурно-орієнтовані мови. Характерною особливістю таких мов є виділення класу об'єктів, які підлягають обробці, фіксація заочних форм подання їх, використання складних виразів (арифметичних, булевих, текстових та ін.), а також операторів, які забезпечують зручність записування програм (циклічних обчислень, *процедур* тощо).

З ранніх зарубіжних М. п., орієнтованих на клас обчисл. та наук. задач, найпоширенішою стала мова ФОРТРАН, яку спочатку призначали для системи машини «IBM-704». В подальшому було запропоновано кілька варіантів цієї мови та їхніх узагальнень. З вітчизняних М. п. до найраніших мов цього рівня на-

лежать мова виконробів та адреса мови. Характерною рисою цих мов є багатство зображальних засобів і виділення з-поміж багатьох особливостей реалізації алгоритмів на конкретних ЦОМ лише найістотніших, таких, як поняття адресної відповідності (відношення адреси чи ідентифікатора до його вмісту), прямої адреси (вмістом якої є якась адреса), індексації тощо. З розширенням сфери застосування ЦОМ виникла необхідність істотно розширити цей апарат, розвинути засоби для обробки об'єктів складної структури і створити відповідні М. м. До цих засобів належить апарат, який допускає ефективне звертання до довільної верхівки дерева даних, роботу з великими масивами інформації; заміни переміщення верхівок дерева даних в різні формати; можливість змінювати структуру дерев і будувати нові дерева, верхівки яких задовольняють деякі відношення, зокрема, перепорядковувати рядки у масивах за зростанням чи спаданням якоїсь ознаки (т. з. задачі сортування), можливість будувати нові масиви, певні елементи яких задовольняють задані властивості; обробка списків, графічної інформації тощо.

Використання процедурно-орієнтованих мов дало могутній поштовх до розробок і створення систем автомат. програмування трансляційного та інтерпретаційного типів. За короткий строк було запропоновано дуже багато мов різної орієнтації. Розробка й реалізація процедурно-орієнтованих мов пов'язані з розвитком 2-го й наступних поколінь ЦОМ. Особливе місце серед цих мов займають мови ФОРТРАН, АЛГОЛ-60 та КОБОЛ. З цих мов дуже поширеною є ФОРТРАН. Її реалізовано фактично на всіх більш-менш поширених ЦОМ, існують величезні бібліотеки, що налічують сотні й тисячі програм, описаних цією мовою.

Створення великої кількості М. м., зокрема мов, орієнтованих на клас обчисл. задач, мало й свої негативні сторони, бо призвело до розпорошення зусиль, спрямованих на створення відповідних систем автомат. програмування. У зв'язку з цим зарубіжні вчені й запропонували мову АЛГОЛ-60, яка привернула до себе заг. увагу, оскільки в її основу було покладено ряд нових ідей та понять. Найпліднішими з них стали поняття блокової структури та пов'язані з ними поняття сфери дії позначень і динамічного розподілу пам'яті, а також розвинений апарат виклику процедур, зокрема, *процедур рекурсивних*. Наявність блокової структури в мові дала змогу порушити питання про створення систем, у яких пам'ять під масивом аї змінним границями виділяється динамічно при кожному вході в той блок, у якому описано цей масив. Значна кількість нових проблем постала в зв'язку з поняттям рекурсивного використання процедур. АЛГОЛ запроектовано не лише як ефективну М. м., а й як засіб для публікації алгоритмів.

Істотний вплив на розвиток заг. ідей у програмуванні справили способи формального

описування синтаксису мови АЛГОЛ-60 за допомогою контекстно-вільних мов, які задаються *Бекусом нормальних форм*. Застосування цих форм (а в подальшому й різних модифікацій їх), поряд з розглядом методів реалізації нових засобів мови, пов'язаних, зокрема, в реалізації рекурсивних процедур, дало змогу теоретично осмислити нові поняття і встановити зв'язок між М. п. та абстрактною теорією автоматів. Зокрема, вдалося в'ясувати роль *автоматів магазинних* у проблемі аналізу М. п., яка пог дає центр. місце в реалізації мови. Послідовність і загальність мови АЛГОЛ дали поштовх до створення систем програмування як в її підмножин, так і в її розширень. Розробка перших з цих була викликана складністю реалізації всієї мови на машинах 2-го покоління і прагненням одержати такі реалізації в стислій строки. Найвідомішими підмножинами АЛГОЛ-60 є САВСЕТ-АЛГОЛ та АЛГАМС. Розширеннями мови досягається ще більша зручність при описуванні обчисл. задач (насамперед за рахунок впровадження апарату обробки векторно-матричних величин і комплексних чисел, напр., в *АЛФА-МОВІ*, та застосувань її для розв'язування інших класів задач). Дійсно, мова АЛГОЛ-60 через недостатню мапину орієнтацію, зокрема, через недостатню розробленість засобів введення-виведення, практично не придатна для розв'язування задач, пов'язаних з обробкою списків та економ. даних, у яких здійснюється обробка великих масивів (файлів).

З-поміж мов, що виражають осн. поняття проблеми обробки економ. інформації, найважливіше місце посідає КОБОЛ. Широкий апарат цієї мови спрямовано на ефективне використання характерних особливостей сучасних ЦОМ. КОБОЛ допускає ефективне описування алгоритмів, які оперують з даними складної ієрархічної структури. Осн. поняттям у мові КОБОЛ є поняття запису як одиниці інформації, яка в заг. випадку складається з структури даних, що включає числові (номер, ціна, кількість тощо) і нечислові дані (ціна вимоги, назва об'єкта, шифр і т. п.), і масиву (файла) записів — упорядкованого ряду їх. Записом може бути рядок відомості, ряд на відвантажування тощо. Над цими даними можуть виконуватися порівняно прості операції, такі, як пошук (адресний і асоціативний — за сукупністю певних ознак), асоціація, сортування, редагування тощо. Одинарні записи об'єднуються в масиви, які розміщуються на магнітних стрічках, і виводяться з них на злідне поле оперативної пам'яті для обробки. Проміжні дані розміщуються в полі робочої пам'яті, а результати — у вигляді записів на вихідному полі, звідки вони виводяться на магнітну стрічку для дальшої обробки або у вигляді готових документів для друкування. Щоб прискорити процес обробки, короткі записи можна об'єднувати в блоки і процес обробки здійснювати поблоково. Завдяки прийнятій у мові

КОБОЛ формі описування даних, що відображує природу об'єктів та їхніх взаємозв'язків, і наявності засобів спланування з операційною системою під час обробки масивів ця мова посідає багаторазове становище серед багатьох мов і набула великого поширення, а апарат цієї мови було включено до складу інших мов (напр., ПЛ-1). Характерною рисою мови КОБОЛ є наявність у ній засобів для описування зовнішнього середовища — обладнання, що залежить від конкретної конфігурації машини.

Однією з важливих сфер застосування ЦОМ є використання їх для маніпуляцій над інформацією, поданою за допомогою символів (виконання операцій над числами є окремим випадком операцій над символічними зображеннями їх). Такими є аналітичні перетворення формул, диференціювання, інтегрування виразів, обробка лінгвістичних текстів тощо. У зв'язку з розв'язуванням задач обробки символічної інформації запропоновано багато мов, що їх називають мовами оперування над символами й рядками, з-поміж яких виділяються мови для аналітичних обчислень, для обробки рядків і списків. Прикладами перших з них є мови FORMAC, FORM3, ALGOL, ANALITIK, «CIRIUS». FORMAC — розширення мови ФОРТРАН, яке допускає новий вид змінних, що їхнім значенням є алгебр. вирази, а ці вирази в свою чергу належать до виразів, допустимих у мові ФОРТРАН. Їх можна поєднувати для утворення нових виразів, передбачено операції скорочення їх, порівнювання, диференціювання тощо. Мова ФОРМУЛА-АЛГОЛ є розширенням мови АЛГОЛ-60 засобами мови нормальних алгорифмів Маркова.

Реалізована безпосередньо в машині «МИР-2» мова АНАЛІТИК і близька до неї мова «CIRIUS» відрізняються від мови FORMAC більшою універсальністю засобів та багатством зображальних можливостей. Ці мови, на відміну від мов типу АЛГОЛ, дають змогу описувати й розв'язувати задачі методами, що поєднують можливості чисельного й аналітичного розв'язування задач, для яких часто треба вдаватися до евристичних прийомів, напр., якщо немає алгоритмів, які розв'язують задачу в заг. випадку. Загалом усі ці мови мають чимало істотних особливостей (напр., орієнтацію на перетворення в довідних алгебрах і самозастосовність — можливість розкладати виконувану програму як об'єкт обробки, яку реалізовано в мові АНАЛІТИК) і мають велике значення для алгоритмізації складних розумових процесів. Тому природною є тенденція розвитку зазначених мов у напрямку застосовності їх у *діалогов режимі*, коли йдеться не про попередне програмування, а лише про виготовлення програми (яку користувач і не має бачити складати заздалегідь) у процесі розв'язування задачі. Мови, що їх використовують у таких дво напрямлених лініях зв'язку «людина — машина» і «машина — машина», з яких відбувається обмін повідомленнями з реальним

масштабі часу, набувають дедалі більшого значення для налаштування програм, відпрацювання алгоритмів, навчання (зокрема, навчання М. п. користувачів ЦОМ) тощо. Їх наз. мовами розмовного програмування, або діалога. В процесорах, що реалізують такі мови, особливого значення набувають питання про спрощення запису операцій над масивами з метою економії часу введення — виведення та ін.

Мовами, призначеними для обробки рядків, є, напр., мови КОМІТ і СНОБОЛ. Від інших мов цього класу вони відрізняються значною загальністю. В основу цих мов покладено поняття алгоритмів Маркова. Програми цими мовами записуються у вигляді впорядкованої скінченної множини правил перетворення — підстановок. Мови для обробки рядків зручні для аналізу лінгвістичних текстів і використовуються для алгебр. викладок. Найпоширенішими з мов для обробки списків є мови IPL-V, ЛІСП, ЛІСП-2. Перша з них призначена для використання в галузі досліджень з штучного інтелекту, зокрема для автоматизації доведення теорем. Характерною особливістю мови ЛІСП є використання ланцюгової адресації — кожний член списку містить інформацію про самого себе у вигляді безпосереднього значення або адреси та адресу наступного члена списку. Мова зручна для обробки інформації, зміст та обсяг якої заздалегідь не визначено, і для реалізації рекурсивних процедур. ЛІСП-2 є розширенням осн. мови ЛІСП засобами мови АЛГОЛ-60.

В окремий клас М. п. слід виділити мови для обслуговування інформаційно-дослідкових систем, у яких виділяються засоби для задавання запитів до системи, з одного боку, та алгоритмів формування на них відповідей — з другого. Мовою запитів є, напр., мова Базу English.

Особливим класом процедурно-орієнтованих мов є мови моделювання, які поділяють на мови моделювання дискретних і неперервних систем. Мови цього класу становлять собою насамперед матем. апарат для формального визначення динамічних систем, для яких характерною є залежність зі збігом часу змінної стану від зовн. впливів та внутр. стану, який визначається законом динаміки системи. Відмінність у моделюванні дискретних і неперервних процесів визначається дискретним і неперервним часом їхнього перебігу. Дискретне моделювання характеризується серією миттєвих актів і станами чекання, яким відповідає, напр., час чекання черги, час посадки пасажирів тощо; тривалість їх можна або визначити заздалегідь, або одержати як значення якоїсь випадкової величини, підпорядкованої заданому закону розподілу. Крім поняття інтервал чекання, всі мови дискретного моделювання характеризуються наявністю списку майбутніх подій, який формується в ході еволюції системи. Цю систему розглядають як одну з багатьох систем-конкуренток, кількість яких може змінюватися в часі (напр., кількість претендентів на обслугову-

вання). Окремі процеси в ході еволюції системи можуть активуватися й дезактивуватися, припинятися й завершуватися тощо. При цьому для всіх елементів, що перебувають у цей час у системі, дані розглядають як такі, що існують паралельно. У випадку, коли виникають конфлікти ситуації (спроба одночасно вийти в одну й ту саму чергу, несумісні вимоги двох різних процесів до одного й того самого об'єкта), використовуються певний апарат черг (з урахуванням пріоритетів) або видається повідомлення, за яким програміст повинен сам прийняти певне рішення. Мови моделювання становлять собою загалом широкий клас мов, які відрізняються одна від одної, зокрема, способами визначення умов зміни стану системи. Так, мова GPSS ґрунтується на понятті проходження справ через блок-схему з топологічною структурою, яка подібна до структури модельованої системи, а мова CSL — на понятті діяльності, які в певні моменти часу проглядаються циклічно дотла, доки не з'явиться операція, яку можна виконати за цей час. У цьому випадку системний час просувається до часу дальшої майбутньої події, призначеної для якогось елемента. Мова моделювання SOL за структурою близька до звичайних М. п. і використовує поняття справи (мова GPSS) та процесу (мова CSL). Мова моделювання *СИМКА-РИПТ* ґрунтується на мові ФОРТРАН. Вона допускає логічні маніпуляції з впорядкованими сукупностями даних і використовує складні спискові структури, що їх визначає програміст. Найзагальнішою і найефективнішою мовою моделювання є мова *СИМЛА*, яка є розширенням мови АЛГОЛ-60. Мовою для моделювання неперервних процесів є, наприклад, мова DIANA, призначена для моделювання мех. систем. Мови цього класу надають засоби для специфікації результатів. Іншою мовою цього класу є мова MIDAS, що ґрунтується на мові ФОРТРАН та блок-схемному методі описування і використовує автомат. сортування процедур, призначення для виконання обчислень на функціональних блоках. Планішн система MIMIC, що базується на мові ФОРТРАН, допускає описування динамічних систем у термінах алгебр та дифер. рівнянь. Рівняння, описані у ФОРТРАН-подібній формі, розширені операторами диференціювання та інтегрування, MIMIC-програма перетворює на MIDAS-подібну програму. Особливий інтерес в мов цього класу становлять мова DSL/90, програми якої можна використовувати як підпрограми ФОРТРАН-програм, тим самим постаючи засоби для моделювання складних гібридних систем. Чимало мов призначаються безпосередньо для гібридних машин, зокрема мова SLASH, що є розширенням мови MIDAS на базі мови АЛГОЛ. Особливий клас становлять мови, призначені для описування спец. проблем. Ці мови наз. непроцедурними, або описовими, мовами. Програма роботи такою мовою містить, крім опису умов задачі, вказівку розв'язати задачу цього класу. Мовою

такого роду є, наприклад, мова STRESS, призначена для описування задач конструювання. Програма мовою STRESS містить ряд заг. характеристик системи (розмірності, кількості вершин тощо) і дані, а також вказівку розв'язати задачу й подати певні дані у вигляді певної таблиці. Для використання таких мов розробляють або універсальний для цього класу задач алгоритм, що інтерпретує перші дані, або алгоритм аналізу певних даних і визначення окремої задачі, для якої генерується відповідна розв'язувальна процедура. Ця процедура може порідкуватися з машини або з машинно-орієнтованій мови чи якийсь М. п. вищого рівня. Отже, при використанні мов даного класу припускають, що просторові відомо, як треба розв'язувати будь-яку конкретну задачу, яку можна описати цією мовою. Хоча розробляють й удосконалення методів розв'язування задач з необхідним процесом, а в певних випадках у принципі можливо побудувати єдину розв'язувальну процедуру для розв'язування задач даного класу (див. *Нерозв'язні алгоритмічні проблеми*), розвиток таких мов має дуже важливе практичне значення в зв'язку з надзвичайною простотою використання їх.

На розвиток М. п. істотно впливають, з одного боку, дослідження в теорії *математичних*, а з другого — розширення засобів спілкування людини з ЦОМ (створення *вираних людських*, введення інформації в голосу та звукового введення тощо), вдосконалення засобів, призначених для підвищення ефективності обчисл. процесу (мультипрограмильний режим роботи, розподіл часу, механізм переривання та інші засоби для реалізації операційних систем).

Незважаючи на значну кількість реалізованих процедурно-орієнтованих М. п., їх продовжують розробляти й тепер. З інших мов слід назвати М. п., орієнтовані на *автоматизацію проектування ЦОМ*, конструктор суден, будівель та інших об'єктів та на програмування керування верстатами (див. *Мови керування технологічними процесами*). Істотного значення при цьому набуває розробка засобів маніпулювання з малюнками та просторовими об'єктами. Застосування процедурно-орієнтованих мов було істотним кроком у розвитку програмування, бо воно розв'язує завдання сумісності програм для різних машин, тобто дає змогу ставити одну й ту саму програму, описану деякою мовою (іноді з невеликими змінами), на різних машинах; полегшує взаємодію людини з обчислювальною машиною, тобто спрощує процес написання та налагоджування програм (див. *Налагоджувані програми*), навчання програмування; веде до стандартизації в галузі застосувань шляхом високого ступеня стандартизації самої мови, створює базу для строгої документації програм.

Застосування М. п. для описування процесів обробки даних дає можливість розробляти методи еквівалентних перетворень алгоритмів, щоб задовольнити якийсь критерій оптималь-

ності (за швидкістю реалізації алгоритму, за мінімізацією використовуваної пам'яті тощо) і розробити певні вимоги до алгоритмічних структур ЦОМ з метою найефективнішого використання їх.

Розвиток сфер використання ЦОМ призвів до необхідності розв'язувати задачі, компактний опис яких виходить за рамки однієї процедурно-орієнтованої мови. Так, у процесі обробки експертних інформацій постанала необхідність виконувати складні обчислення (пов'язані з операцій дослідженням, програмуванням логічними і статистичними зазначеннями), а для здійснення науково-інженерних розрахунків була потрібна мова, зручна для представлення різних повідомлень, сортування, редагування даних тощо. Спроби використати процедурно-орієнтовані мови для розв'язування задач, що виходять за межі їхньої орієнтації, призвели до практично непереможних труднощів. Отже, коли постанала необхідність розв'язувати великі задачі, спеціалізовані мови стали перспективною для їхньої універсальності. Треба було створити єдину базу, яка була б придатна й зручна для описування процесів обробки даних під час розв'язування будь-якого класу задач (який має практичне значення) і яка забезпечувала б уніфікацію сталої мови. Перед мовами такого рівня (їх можна назвати мовами машини 3-го покоління) було поставлено мету поряд з засобами для описування процесів обробки даних, властивими й попереднім процедурно-орієнтованим мовам високого рівня, зберегти доступ до всіх наявних засобів ЦОМ і можливостей їхніх операційних систем — роботи в реальному масштабі часу, описування кількох завдань, які виконуються одночасно, мультипрограмування, переривання, розподіл часу, роботи з *світловим олівцем* та ін. пристроями введення — виведення тощо. Тенденція до розширення сфери застосування ЦОМ, з одного боку, та можливостей цих машин — з другого, поставила завдання створити системи мова-процесор, які містили б апарат для власного розвитку.

Під час дефіциту машинного часу до М. в. ставилася, як одна з основних, вимога можливості будувати такі транслятори з них, які могли б складати ефективні робочі програми, близькі за якістю до програм, складених умілими програмістами. Тепер критерієм ефективності використання ЦОМ стає проміжок часу, витрачений на розв'язування задачі від її постановки до одержання результатів у належній формі. У зв'язку з цим перед М. п. постанала нова мета — спростити програмування, може, навіть за рахунок певної втрати ефективності використання ЦОМ. Отже, завдання оптимізації відокремлюється від завдання створення робочої програми. Засоби оптимізації в мові — це та її частина, яку не обов'язково повинен знати рядовий користувач. Водночас частину функцій оптимізації робочих програм може взяти на себе певний блок транслятора чи спец. транслятори, які залучаються до роботи в міру потре-

б. Мовами, що задовольняють усі ці вимоги, є мови заг. призначення ПЛ-1, СИМУЛА-67 та АЛГОЛ-68.

СИМУЛА-67 являє собою дуже розширену мову АЛГОЛ-60. Одним з осн. понять у цій мові є поняття класу, за допомогою якого можна визначити в мові класи подібних елементів, що мають неозначену кількість статистичних і динамічних означень та механізмів зв'язку. Це є могутнім засобом викликати потрібний контекст або навколишнє середовище поза цим блоком. Освідька є важливі можливості розвивати апарат описування цієї мови, вона є однією з найперспективніших.

Мова ПЛ-1, як задумом, призначалася для широкого застосування — для наук і комерційних цілей, для описування процесів, що їх виконують у реальному масштабі часу, і для використання системними програмістами. Істотною особливістю мови є її модульність, завдяки якій з мови можна виділяти спрощені відношення — мови для спец. цілей, призначені для використання неспеціалістами і програмістами-початківцями. Для цієї мови характерною є велика різноманітність типів даних (числа з фіксованою та плаваючою комою, числа, подані як десяткові і двійкові, числа з довільною точністю, дійсні й комплексні; рядки, масиви й структури будь-якої складності, об'єднані в списки) і операторів, компонентами яких можуть бути масиви, структури й списки, а також високий ступінь доступу до реальної машини та її операційної системи, вільність виразів, можливість розпаралелювання операцій та синхронізації гілок, блоком структура програм; у мові передбачено засоби налаштування програм (т. з. оператори періоду копіїзації), послідовно проводиться ідеа передавання інформації «за замовчуванням», коли в разі відсутності відповідних вказівок операторам чи даним приписуються найуживаніші варіанти використання їх. Дані й змінні мають певні властивості, які можуть бути описані укладачем програми або надані їм автоматично «за замовчуванням». Блокова структура в ПЛ-1 розвиненіша, ніж у мові АЛГОЛ-60, і дає змогу керувати механізмом динамічного розподілу пам'яті. Мова вклячає апарат рекурсивного використання процедур, просторий апарат введення — виведення та чимало засобів для керування роботою транслятора з метою створення ефективних робочих програм.

Мова АЛГОЛ-68, яку розроблено фактично на новій основі, уніфікує в себе весь досвід попередніх М. п. і є розвиненішою за мову АЛГОЛ-60. У мові АЛГОЛ-68 допускається необмежена різноманітність видів даних (числові дані, дійсні, цілі, дані довільної точності, байтові, бітові дані, масиви даних та структури якнайширшої загальності). Поняття змінної визначається парою ім'я (назва) — значення, при цьому ім'я (назва) може бути, в свою чергу, значенням. Отже, в цій мові визначена можливість використовувати адреси вищих рангів. У мові є

широко розвинений апарат описів, який дає змогу за допомогою відповідного контексту визначати нові види й нові оператори, впроваджувати нові символи чи приписувати впровадженням символів нові операційні значення. Поняття процедури в мові АЛГОЛ-68 узагальнено до поняття програми, яке саме по собі є значенням; для значень введено певний апарат оптимізації в процесі виконання програми. Мова містить засоби для описування, вводу — виводу, забезпечення зручного використання каналів та масивів і засоби для описування паралельного виконання операцій. Отже, мови об'єктів (мови заг. призначення) увібрали в себе чимало засобів, які є в розвинених мов, що передавали їм і виправдали себе (зокрема, апарат для обчислювання імен, принцип блокової структури програм, апарат процедур і можливості динамічного розподілу пам'яті). Нова в цих мовах — це наявність засобів, спрямованих на поліпшення якості й ефективності роботи трансляторів і створених ними робочих програм, а також наявного машинного обладнання, в т. ч. можливостей програмної реакції на переривання, можливості опускати паралельне виконання програм, наявність засобів для налаштування програм. Істотною особливістю цих мов є їхня модульність — можливість доводити засоби або обирати комплект мови, потрібний для конкретних цілей.

Незважаючи на досить вдалі спроби побудувати такі мови, як ПЛ-1, СИМУЛА-67, АЛГОЛ-68, проблема створення єдиної універсальної М п фактично перебуває на стадії розвитку. Це зумовлено наявністю суперечностей між тенденцією створення заг. мови і необхідністю враховувати специфіку розв'язування задач у конкретних застосуваннях. У зв'язку з цим проблема створення М п, практично зручних для формалізації задач та принципів розв'язування їх, і досі залишається однією з основних у теорії й практиці програмування поряд з проблемою розроблення ефективних методів побудови відповідних ефективних процесорів.

Для реалізації багатьох зображальних засобів, що їх дають нові мови, першочергового значення набуває завдання автоматизації процесу проєктування й створення відповідних систем автомат. програмування, що ґрунтуються на цих мовах, а також проблема побудови автоматизованих систем навчання мов користувачів ЦОМ. Розв'язання цих великих проблем пов'язане зі створенням машини 4-го покоління і з розробленням для них операційних систем та ефективних тех. засобів спілкування з ЦОМ, з уніфікацією та стандартизацією периферійного обладнання і зовн. носіїв інформації та з розробленням засобів автомат. збирання і первинної обробки даних, бібліотек заг. і спеціального призначення та інформаційно-довідкових систем, зокрема систем, які обслуговують системи математичного забезпечення ЦОМ та їхні комплекси.

Літ. джер. до ст. Автоматизація програмування, Адресна мова АЛГОЛ-68, АЛГОЛ-68, КОМПІЛ КОМІТ, Мова машинно-орієнтована, Мова ЦОМ ступінчаста ФОРТРАН.

В. М. Гарунов, К. Л. Ющенко.

МОВИ СПИСКОВІ — спеціалізовані алгоритмічні мови, призначені для описування процесів обробки інформації, поданої у вигляді списків об'єктів з різними властивостями. В пам'яті електронних цифрових машин такі списки утворюються або розміщенням членів списку в комірках пам'яті з адресами, кількістю яких послідовно зростає, або вказуванням для кожного члена списку адреси наступного члена списку. До осн. М. є належать IPL-V, LISP-1 5, FLPL, SLIP, L⁴. Крім того, в багатьох універсальних алгоритмічних мовах є спец. засоби для описування операцій над списками (ПЛ-1, АЛГЕМ, мова асоціативного програмування, адреса мова тощо). В ряді сучасних машин є спец. пристрої, що виконують елементарні спискові операції. Осн. засобами М. є використання адрес зв'язку для побудови списків різних видів, що об'єднують об'єкти з заг. ознаками; використання спискових структур, що являють собою багаторівневі списки, тобто списки з підсписками, які відгалужуються від них для подання ієрархічних систем організації даних; використання т. в. просовуваних списків (стеків чи магазинів) для тимчасового запам'ятовування даних у певному порядку й відновлювання їх у зворотному порядку; організації вільної пам'яті у вигляді ланцюгового списку комірок, яка забезпечує гнучкість і повноту використання всього обсягу пам'яті й виключає необхідність у детальному попередньому розподілі її. Здебільшого, опрацювавши дані про деяку сукупність об'єктів, ці об'єкти розподіляють між різними списками, причому той самий об'єкт може бути одночасно в кількох списках. Щоб багато разів не повторювати в усіх списках усю інформацію про об'єкт, її вписують в окремі ділянки пам'яті (як правило, на стрічках магнітних), у вигляді т. в. записів. Кожному об'єктові відповідає окремий запис зі своєю адресою. У списках об'єкти позначають їхніми машинними найменуваннями, якими здебільшого є початкові адреси ділянок пам'яті, де зберігаються записи їх. Списки об'єктів будують із спискових слів. У найпростішому випадку спискове слово складається з двох частин: в одній частині зберігається машина адреса об'єкта, що є членом цього списку, а другий — адреса зв'язку, яка вказує положення наступного члена списку. Для М. є характерною рисою є ланцюгова організація вільних комірок (ВК) спискової ділянки пам'яті. Здебільшого вільні комірки зв'язані в т. в. список вільних комірок. Одна комірка в пам'яті постійно закріплюється як фіксатор (показувач) вільних комірок. У 1-й половині фіксатора ВК зберігаються наявні ВК, у 2-й — адреса зв'язку, яка показує положення 1-ї комірки зі списку ВК. У 1-й комірці є адреса зв'язку, яка вказує 2-у комірку, у 2-й — адреса 3-ї комірки і т. д. В

останній комірку списку ВК (як і в останній комірку будь-якого ланцюгового списку) замість адреси зв'язку стоїть умовний код списку (КС), що показує кінець списку. Список ВК в резерві, з якого беруть комірки для побудови списків і до якого повертаються комірки, що звільнилися зі списків. Для кожного ланцюгового списку об'єктів виділяють одну комірку, що відіграє роль фіксатора цього списку. Адреса комірки (чи ідентифікатор списку при автоматичному програмуванні) відома програмістові й зазначається в усіх командах, у яких є звертання до цього списку. Фіксатори списків можна будувати різними способами. Напр., фіксатор списку, як і показник ВК, може мати дві частини: 1-у, яка вказує кількість членів у списку, й 2-у, що вказує адресу 1-го члена списку. На відміну від списку ВК, у якому 1-ї частини комірок не використовуються, в списках об'єктів 1-ї частини комірок містять у собі машинні найменування (адреси записів) об'єктів, які є членами цих списків. Друга частина кожної комірки містить у собі адресу зв'язку, яка вказує положення наступного члена списку. Комірки з членами ланцюгових списків можуть розміщуватися в пам'яті довільно; зв'язки їх між собою забезпечуються адресами зв'язку. При цьому не треба закладати виділяти під кожний список певну кількість комірок. Ці комірки беруть із загального резерву ВК з міру потреби. Т. ч. забезпечується гнучкість використання пам'яті. Другою важливою позитивною якістю ланцюгового способу організації списків є зручність виключення нових і виключення не потрібних членів списків. Виключення членів, які виключення їх, проводять з будь-якого місця списку, не переміщуючи решти членів. Виключення нового члена до ланцюгового списку здійснюють пов'язане з появою нового об'єкта, для якого складають запис і заносять до однієї з вільних зон ділянки пам'яті, відведеної для записів. Адреса цього запису стає машинним найменуванням нового об'єкта. Далі за значеннями ознак об'єкта встановлюють, до яких списків його належить віднести, й проводять послідовне включення цього об'єкта до відповідних списків. Для виключення нового члена до будь-якого списку (та в будь-яке місце списку) спочатку треба взяти вільну комірку в резерві. До лівої половини цієї комірки записується машинне найменування (адреса запису) нового об'єкта. Далі процес включення може відбуватися двома способами. Якщо новий об'єкт включався на початок списку, то на місце адреси зв'язку в нову комірку записують значення адреси зв'язку, взяте з фіксатора цього списку, а в фіксатор на місце адреси зв'язку записується адреса нової комірки. Якщо новий член включався в середину списку, то спочатку відшукуються попередній член списку, після якого необхідно включити новий член, а далі заміняються адреси зв'язків: у попередньому члені ставиться адреса зв'язку, яка вказує новий член, а в новому члені ставиться адреса зв'язку, що

П'ятеро з попереднього члена. В обох випадках проводиться збільшення кількості членів у фіксаторі цього списку на одиницю. Процес виключення членів з ланцюгових списків здійснюється також заміною адрес зв'язку. Відшукуються член, що передуватиме тому, який виключається (для 1-го члена — це фіксатор списку), і в попередньому члені адреси зв'язку заміняють адресою зв'язку, що П'ятеро з члена, який виключається. Водночас зменшують кількість членів у фіксаторі цього списку на одиницю. Модифікації ланцюгових списків в так звані *вкладні списки* та *групові списки*. М. е. мають деякі особливості.

Так, мова AICA ґрунтується на використанні спискових членів і служить для описування обчислювальних процесів ряду елементарних рекурсивних функцій. Мова IPL-V має в своєму складі ряд спец. операторів, які реалізують елементарні процеси перегляду списків, включення й виключення членів списків, створення та старання списків і підсписків тощо. Особливістю мови SLIP є подвійна ланцюгова адресація спискових членів. При цьому кожний член списку містить у собі не тільки адресу наступного, а й адресу попереднього члена списку. Це дає змогу здійснювати рух по списках у двох напрямках (уперед і назад) і забезпечувати контроль адресних переходів. Недоліком цього способу є збільшення витрат пам'яті та ускладнення операцій з адресами зв'язку під час включення й виключення членів списків. Мова асоціативного програмування забезпечує можливість описувати алгоритми обробки списків, які мають різні структури спискових членів. Мова L¹ використовує ті самі осн. принципи обробки списків, але відрізняється наявністю ряду складних операторів (процедур). В адресній мові програмування (див. *Адресна мова*), яку також можна частково віднести до М. е., за допомогою штрих-операцій можна здійснювати переходи по адресах зв'язку в ланцюгових списках і проводити шукання даних, включення й виключення членів у ланцюгових списках.

Застосування М. е. і способів асоціативного програмування забезпечує зручно, вочасно й компактно подавання складних алгоритмів розв'язування інформаційно-логічних задач (планування виробництва й матеріально-техніч. постачання, пошук науково-техніч. інформації, пошук довідкових даних, облік кадрів, побудова самонавчальних і евристичних програм для оцінки обстановки й вибору рішень).

Лит. Ющенко В. І. Адресное программирование. К. 1963 (б. біогр. с. 285, 286). Ефимова М. Н. Алгоритмические языки. М. 1965 (б. біогр. с. 86). Кислов А. И. Программирование информационно-логических систем. М. 1967 (б. біогр. с. 327).

А. І. Кислов

МОВИ ФОРМАЛЬНІ — множини скінченних послідовностей символів, що їх описують системами правил певного виду, які наз. граматикою або синтаксисом мови (див. *Граматики формальні*). В тому випадку, коли

кожному слову формальної мови зіставляється його семантика (смысл, значення, інтерпретація), М. ф. наз. інтерпретуючою. М. ф. можна класифікувати залежно від характеру формального апарату, який застосовують для описування її, — мова автоматна, мова безконтекстна, мова категоріальна, мова, породжена граматиками залежностей тощо, — або залежно від застосування — алгоритмічна мова, мова інформаційна, мова логіко-математична, мова моделі математичні. Більшість формальних мов, створених в практичній меті, є інтерпретованими мовами. Важливий клас інтерпретованих мов становлять мови програмування та алгоритмічні мови.

МОДЕЛІ ТЕОРІЇ — розділ математики, межовий між логікою математичною й алгеброю. Всяка теорія T класу об'єктів K пов'язана з називаним сигнатурою набором Ω понять, відношень і операцій, які є осн. в теорії T , а сама ця теорія T є множиною висловлювань мови L сигнатури Ω , істинних на кожному об'єкті з K . Ця множина висловлювань залежить від логіки L і від мови L , які використовують, вивчаючи клас K . Отже, матем. модель наукової теорії є послідовність $\langle K, \Omega, L, T \rangle$, де K — клас досліджуваних об'єктів, Ω — обрана сигнатура, L — обрана мова, T — використовувана логіка. T сукупність висловлювань мови L сигнатури Ω , істинних у логіці L на всіх об'єктах з K . Як правило, за K обирають клас алгебр. систем сигнатури Ω , а за L — класичну двозначну систему. Змінюючи мову L , одержуємо різні теорії класу K . М. т. вивчає послідовності $\langle K, \Omega, L, T \rangle$. Найбільш вивченим є випадок, коли L є мова першого ступеня — мова $L_{\omega\omega}$ (див. Числення предикатів першого), хоч цікаві результати одержано і в інших випадках (коли за L обирають т. з. мову $L_{\omega\omega}$).

Елементарною теорією $Th(K)$ класу K алгебр. систем сигнатури Ω наз. сукупність усіх висловлювань мови $L_{\omega\omega}$, істинних на всіх системах з K . Алгебр. система A сигнатури Ω наз. моделлю сукупності ф-з T мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω , якщо всі висловлювання з T істинні в A . Пишуть $A \models T$, якщо A є модель T . Через $Mod(T)$ позначають клас усіх моделей для T . Клас K алгебр. систем сигнатури Ω наз. аксіоматизованим, якщо $K = Mod(T)$ для певної сукупності T висловлювань мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω .

T наз. повною теорією, якщо $T \in Th(K)$, а K складається з однієї системи A . T наз. сумісною, якщо клас $Mod(T)$ непустий. Алгебр. системи A і B сигнатури Ω наз. елементарно еквівалентними, якщо $Th(\{A\}) = Th(\{B\})$.

Початок М. т. відноситься до 30-х років 20 ст., коли було доведено дві осн. теореми.

Т е о р е м а 1 (Геделя — Мальцева). Якщо кожна скінченна підсукупність сукупності T висловлювань мови $L_{\omega\omega}$ сумісна, то сумісна й уся сукупність T .

Т е о р е м а 2 (Левенгейма — Сколема — Мальцева). Якщо сукупність висловлювань мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω має нескінченну модель, то вона має модель будь-якої нескінченної потужності, не меншої за потужність сигнатури Ω .

Теорема 1, яку часто наз. теоремою компактності, набула широкого застосування в алгебрі. На підставі цієї теореми рад. математик А. І. Мальцев (1909—88) створив метод доведення т. з. локальних теорем алгебри. Сукупність A_i ($i \in I$) підсистем системи A наз. локальним покриттям A , якщо будь-який елемент з A міститься в деякій A_i і будь-які дві підсистеми A_i і A_j містяться в якійсь третій підсистемі A_k . Алгебр. система локально має властивість Φ , якщо вона має локальне покриття підсистемами, кожна з яких має властивість Φ . Кажуть, що для Φ справедлива локальна теорема, якщо з того, що якась алгебр. система локально має властивість Φ , випливає, що ця система має властивість Φ . Наприклад, для властивості групи бути абелевою справедлива локальна теорема, а для властивості бути скінченною локальна теорема не справедлива. Предметно-універсальною наз. випереджену ф-лу мови другого ступеня, яка не містить кванторів існування, що належать до предметних змінних. Квазіуніверсальною наз. замкнену ф-лу мови другого ступеня, одержану в булевої комбінації предметно-універсальних ф-л на вивідуванням кванторів загальності за предикатними змінними. Якщо квазіуніверсальна ф-ла Φ є істинною на підсистемах, що локально покривають алгебр. систему, то Φ є істинною і на цій системі. Наприклад, класи простих і довпорядковуваних груп задають квазіуніверсальними ф-лами і, отже, для цих класів справедлива локальна теорема.

Багато досліджень з М. т. пов'язані з вивченням властивостей, що зберігаються під час операцій над алгебр. системами. До найважливіших операцій належать гомоморфізми, прямі й фільтровані добутки та інші. Кажуть, що висловлювання Φ стійке відносно гомоморфізмів, якщо з істинності Φ в алгебр. системі A випливає істинність Φ в усіх епіморфних образах A . Ф-лу Φ мови $L_{\omega\omega}$ наз. позитивною, якщо Φ не вищує знаків заперечення, імплікації та еквівалентності. Висловлювання Φ мови $L_{\omega\omega}$ є стійким відносно гомоморфізмів тоді й тільки тоді, коли Φ є еквівалентним позитивному висловлюванню.

Нехай A_i ($i \in I$) — алгебр. системи сигнатури Ω , а D — фільтр на I , тобто така сукупність підмножин множини I , яка є замкненою відносно надмножин і скінчених перетинів і не містить пустої множини. На декартовому добутку $M = \prod A_i$ ($i \in I$) розглянемо відношення еквівалентності \sim_D , вважаючи $a \sim_D b \Leftrightarrow \{i \mid a(i) = b(i)\} \in D$ для будь-яких a, b з M . Через a/D для $a \in M$ позначимо клас ек-

виваженості, що містить a . Множину A всіх одержаних класів еквівалентності позначають через $\Pi A_i/D$ ($i \in I$). На множині A визначимо предикати f операції, що інтерпретують відповідні символи з Ω . Припускаємо $R(a_1D, \dots, a_nD) \Leftrightarrow \{i | R^A(i, a_1^{(i)}, \dots, a_n^{(i)}) \in D\}$ для n -місного предикатного символу R в Ω та будь-яких $a_1, \dots, a_n \in M$. Для n -місного символу операції $f \in \Omega$ та будь-яких $a, a_1, \dots, a_n \in M$ маємо $f(a_1D, \dots, a_nD) = aD \Leftrightarrow \{i | f^A(i, a_1^{(i)}, \dots, a_n^{(i)}) = a^{(i)}\} \in D$.

Множина A разом з так визначеними предикатами f операціями утворює алгебр. систему A сигнатури Ω , яку наз. фільтрованим добуток систем A_i ($i \in I$) за фільтром D і позначають через $\Pi A_i/D$ ($i \in I$). Якщо A_i збігається з однією і тією самою системою B для всіх $i \in I$, то $\Pi A_i/D$ ($i \in I$) наз. фільтрованим ступенем системи B за фільтром D і позначають через B^I/D . У випадку, коли фільтр D на I є ультрафільтром, тобто не є власною частиною ніякого фільтра на I , фільтрований добуток за фільтром D наз. ультрадобутком, а фільтрований ступінь — ультраступенем. Ф-зу $\Phi(x_1, \dots, x_n)$ мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω наз. фільтруючою (умовно фільтруючою) за фільтром D , якщо для кожного набору алгебр. систем A_i ($i \in I$) сигнатури Ω і кожних $a_1, \dots, a_n \in \Pi A_i$ ($i \in I$) маємо $\{i | A_i \models \Phi(a_1^{(i)}, \dots, a_n^{(i)})\} \in D \Leftrightarrow \Pi A_i/D$ ($i \in I$) $\models \Phi(a_1D, \dots, a_nD)$ (відповідно, $\{i | A_i \models \Phi(a_1^{(i)}, \dots, a_n^{(i)})\} \in D \Rightarrow \Pi A_i/D$ ($i \in I$) $\models \Phi(a_1D, \dots, a_nD)$). Ф-зу $\Phi(x_1, \dots, x_n)$ мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω наз. хорнівською, якщо її можна одержати кон'юнкціями і замишуванням кванторів з ф-л наду $\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_n \rightarrow \Phi, \neg(\Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_n)$, де $\Phi_1, \dots, \Phi_n, \Phi$ — атомні (елементарні) ф-ли мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω . Прикладами хорнівських ф-л є тотожність і квазитотожність. Центральною в теорії ультрадобутків є теорема Лоса: будь-яка формула $L_{\omega\omega}$ фільтрується за будь-яким ультрафільтром. Ф-ла мови $L_{\omega\omega}$ умовно фільтрується за будь-яким фільтром тоді й тільки тоді, коли ця ф-ла еквівалентна хорнівській ф-ли. Цікавою є також теорема Кіслера — Шелаха: алгебричні системи A і B тоді й тільки тоді елементарно еквівалентні, коли існує такий ультрафільтр D на множині I , що $\Pi A_i/D$ та B^I/D ізоморфні. З теорем Лоса виходить, що аксіоматизовані класи є замкненими відносно операції взяття ультрадобутку (ультразамкненими). Всякий ультразамкнений і замкнений відносно елементарної еквівалентності клас алгебр. систем однієї сигнатури є аксіоматизованим. Відомо різні критерії аксіоматизованості і в інших термінах. Якщо для кожного натурального n множина тих індексів, для яких відповідний співмножник має потужність n , не належить D , то потужність ультрадобутку за неголовним ультрафільтром

на лічбовій множині дорівнює континууму. Отже, якщо аксіоматизовуваний клас містить скінченні системи з яким завгодно великим числом елементів, то він містить і нескінченні системи. Наприклад, клас скінченних груп не є аксіоматизовуваним.

Нехай (A, P) означає збагачення алгебр. системи A за допомогою предиката P , а (Ω, P) означає сигнатуру, одержувану з Ω приєднанням предикатного символу P . В багатьох випадках важливо зрозуміти, коли в кожній системі з класу K алгебр. систем сигнатури (Ω, P) предикат P задають ф-лою мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω . Часткову відповідь на це запитання дає теорема Бета: тоді й тільки тоді існує така формула $\Phi(x)$ мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури Ω , що формула $(\forall x)(P(x) \Leftrightarrow \Phi(x))$ є істинною на всіх системах аксіоматизованого класу K сигнатури (Ω, P) , коли множина $\{(A, P) | (A, P) \in K\}$ містить не більше як один елемент для кожної алгебр. системи A сигнатури Ω . Відомі й тонші теореми такого роду. Важливим поняттям М. т. є поняття насиченої системи. Через (Ω, X) позначимо сигнатуру, одержувану з Ω додаванням символів c_a виділення елементів для всіх $a \in X$, а через (A, X) для $X \subseteq |A|$ позначимо алгебр. систему сигнатури (Ω, X) , яка збагаченням алгебр. системи A сигнатури Ω і в якій символ c_a інтерпретується елементом a для кожного $a \in X$. Систему A сигнатури Ω наз. α -насиченою, якщо для кожного $X \subseteq |A|$, потужність якого менша за α , і кожної сукупності Σ формул мови $L_{\omega\omega}$ сигнатури (Ω, X) , які не містять вільних змінних, відмінних від x_α , із скінченної зв'язності Σ в (A, X) випливає зв'язність Σ в (A, X) . Систему A наз. насиченою, якщо потужність A дорівнює α і A є α -насиченою. Дві елементарно еквівалентні насичені системи однієї потужності є ізоморфними. Велику кількість прикладів α -насичених систем дають ультрадобутки. Наприклад, якщо D — неголовний ультрафільтр на лічбовій множині I (неголовним наз. ультрафільтр, перетин усіх елементів якого пустий), то $\Pi A_i/D$ ($i \in I$) є \aleph_1 -насиченою системою для будь-яких алгебр. систем A_i ($i \in I$) лічбової сигнатури Ω .

М. т. розвивається. Найбільшими її розділами є теорія розв'язних і нерозв'язних теорій, теорія нумерованих моделей, вивчення категоричних моделей, вивчення властивостей нових теорій, особливу увагу властивостей, близьких до категоричності, нестандартний аналіз, теорія мов $L_{\alpha\beta}$, вивчення моделей теорії множин, теорія еквівалентної компактності, теорія неперервних і булевозначних моделей та інші.

Лит. Мальцев А. И. Алгебраические системы. М., 1970 [бібліогр. с. 384–387]. Тайццян М. А. Теория моделей. Новосибирск, 1970; Робинсон А. Введение в теорию моделей и метаматематику алгебры. Пер. с англ. М., 1967 [бібліогр. с. 356–372]. А. Д. Тайццян, М. А. Тайццян
МОДЕЛІ ВИРОБНИЦТВА — математичний опис основних взаємозв'язків процесу виробництва, на підставі якого можна визначити за-

кономічності виробничих процесів і давати прогнози на майбутнє. Побудувавши М. в. й вивчення на їхній основі записи є осн. засобом розв'язування задач керування підприємством. Загалом М. в. можна подати так. Нехай можливості виробн. характеризуються скінченною множиною базисних технологіч. способів $k = 1, 2, \dots, l$, кожному з яких відповідає інтенсивність використання його x_k . Припустимо, що для виробн. l продуктів використовують z ресурсів (працю, виробничі фонди чи потужності, природні ресурси), і що ресурси можна подати в будь-якому ступені диференціації якості. Позначимо продукти через $i = 1, 2, \dots, n$, а ресурси — через $j = 1, 2, \dots, z$. Інтенсивність розглядуван. економ. системи загалом можна представити l -вимірним вектором $X = (x_1, x_2, \dots, x_l)$, компоненти якого невід'ємні й характеризують інтенсивність використання відповідних базисних способів. Для характеристики системи з технологічного боку слід вказати і на векторні ф-ції $V(X) = (V_1(X), \dots, V_n(X))$ і $r(X) = (r_1(X), \dots, r_z(X))$, де $V(X)$ — вектор обсягів виробн. продукції, якщо підтримувати систему на рівні інтенсивності X , $r(X)$ — вектор затрат ресурсів, потрібних для функціонування системи з інтенсивністю X . Тоді моделі виробн. продукції розглядаємо економ. система (напр. г-во, галузь, підприємство тощо) цілком характеризується векторами X , $V(X)$, $r(X)$ і R — вектором наявних ресурсів. Нехай критерій ефективності системи виражено співвідношенням

$$(C, V(X)) = \sum_{i=1}^n C_i V_i(X). \quad (1)$$

тоді задача виробн. полягає у знаходженні рівня інтенсивностей $X = (x_1, x_2, \dots, x_l)$, що надає екстремуму функціоналові (1) за умов $X \geq 0$, $r(X) \leq R$. Сформульована в такому вигляді М. в. є задачею програмування лінійного, яка водночас виключає й аспект оптим. нормування, бо затрати й випуск є ф-ціями інтенсивності. Описуючи динамічні макромоделі виробництва, можна не розрізняти виробничі ресурси і продукти. Практично найбільшого поширення набув лінійний спосіб:

$$r(X) = AX', \quad V(X) = BX',$$

де A — матриця затрат, рядки якої відповідають продуктам, а стовпчики — технологіч. процесам; B — матриця випуску (або виробничі матриця); $'$ — знак транспонування.

Будь-яка М. в. характеризується обмеженнями, тобто умовами, за яких модель буде правильною. Обмеження моделі залежить від міри деталізації, яку прийнято в досліджуваному процесі. Те, наскільки модель повинна бути близька до досліджуваного процесу і які фактори повинні бути відображені в моделі, залежить від досліджуваної пробле-

ми. Залежно від міри агрегації номенклатури продукції і виробничих ресурсів М. в. поділяють на макромоделі виробн. (напр., виробничі моделі Кобба — Дугласа, модель фон Неймана); М. в. середньої агрегації; мікромоделі виробн. (див. *Мікромоделі економіки*). Серед М. в. можна виділити клас моделей, що складаються з точні матем. схем (напр., схем лінійного, нелінійного, динамічного програмування), та клас імітаційних моделей, що їх описують різними математично-логіч. схемами. Найпоширенішими М. в. є моделі календарного планування.

В. В. Дем'яненко, В. А. Конспікуційний
Т. П. Підвисока.

МОДЕЛІ ЕКОНОМІКИ — опис математичними методами процесів для встановлення кількісних і логічних залежностей між різними елементами економічних систем. Першою чітко оформленою М. в. були т. в. «Таблиці франц. економіста кінця 18 ст. Ф. Кене. Схеми відтворення К. Маркса також являють собою М. в. Зокрема, відома модель — *баланс міжгалузевий виробн.* й розподілу продукції в деталізацію схем відтворення К. Маркса. За останні 20—30 років методи моделювання економіки розробляли дуже інтенсивно. М. в. будують для теор. цілей (економ. аналізу) і для практич. цілей (планування, керування та прогнозу). Відповідно до цього їх класифікують за такими типами: моделі планування (зокрема, оптим. планування); моделі управління; моделі прогнозу; моделі зростання; моделі рівноваги.

Зв'язана М. в. об'єднує такі осн. процеси: виробн., споживання, планування, управління, фінанси тощо. Проте в існуючих моделях майже завжди осн. увагу звертають на один якийсь процес (напр., процес планування), а решту подають у спрощеному вигляді. Залежно від того, на який економ. процес звертають увагу, будуючи й аналізуючи М. в., використовують різний матем. апарат. Моделі планування спираються на системи алгебр. (як правило, лінійних) рівнянь і нерівностей, бо осн. задача планування являє собою балансову ум'язку виробн. й споживання (виробничого й невикористаного) різних складових частин, які математично зображують у вигляді рівнянь і нерівностей. Моделі оптим. планування математично являють собою екстрем. задачі з обмеженнями. Як правило, це задачі програмування лінійного, розширення їх узагальнення їх. Заг. задачу лінійного програмування: «Знайти максимум лінійної ф-ції

$$\sum_{j=1}^m a_{0j}x_j, \text{ при обмеженнях } x_j \geq 0, j = 1, \dots, m, \\ \sum_{j=1}^m a_{ij}x_j \geq b_i, i = 1, \dots, n, \text{ де можна добре інтерпретувати економічно. Вектори } (a_{0j}, a_{1j}, \dots, a_{nj}), j = 1, \dots, m \text{ інтерпретують як виробничі способи, де числа } a_{ij} \text{ — це затрати або випуск (залежно від знака) складової частини з номером } i \text{ в способі з номером } j, x_j \text{ — ін-}$$

тенсивність застосування способу j , δ_i — ресурси або планове завдання щодо випуску (залежно від знака) складової частини i . Тоді задача лінійного програмування є не що інше, як задача оптим. планування. Вона полягає в тому, щоб визначити інтенсивності виробничих засобів так, щоб було виконано планові завдання, не перевитрачено наявних ресурсів, а якусь виділену складову частину було випущено в максимальній кількості.

Моделі керування ґрунтуються на різному роду екстрем. задачах, зокрема, на задачах оптим. керування в розумінні Постригіла. Моделі росту породжують екстрем. задачі особливого роду. Ідея побудування груп М. в., які ґрунтуються на екстрем. задачах, випливає з тези про конструктивний характер економіки, про нерівність економ. процесів, вона притаманна соц. економіці. В моделях прогнозу використовують апарат кореляційного й регресійного аналізу, ймовірнісні процеси та інші методи, що їх можна застосовувати при прогнозуванні. Моделі рівноваги базуються на теор. теорії. Загальною М. в., яка охоплювала б як часткові завдання більшості розглянутих моделей, не існує. Проблеми й задачі, які ставлять і розв'язують на М. в., зручно ілюструвати на якійсь конкретній моделі, напр. на динамічній моделі Леонтьєва, що пристосована для теор. і практич. використання. Виробничі можливості в цій моделі задають трьома матрицями A , B , Φ порядку $(n \times n)$ і n -вимірним вектором w . Тут $A = \|a_{ij}\|$ — матриця поточних технологій, коеф., a_{ij} — кількість продукції галузі j , потрібна для виробн. одиниці продукції галузі i ; $B = \|b_{ij}\|$ — матриця капітальних коеф., b_{ij} — кількість продукції галузі j , потрібна для створення одиниці фондів галузі i ; Φ — діагональна матриця фондоспоживностей, у якій по гол. діагоналі стоять числа ϕ_1, \dots, ϕ_n , де ϕ_i — фондоспоживність продукції галузі i , $w = (w_1, \dots, w_n)$ — вектор трудомісткостей, тобто w_i — кількість праці, потрібна, щоб створити одиницю продукції галузі i . Початковий стан моделі задається вектором наявних обсягів фондів у кожній галузі $F(0) = (F_1(0), \dots, F_n(0))$ і наявною кількістю трудових ресурсів $w(0)$. Позначимо через $x_i(t)$ обсяг виробн. галузі i в році t , через $k_i(t)$ — обсяг капіталовкладень у фонди галузі i в році t і через $c_i(t)$ — обсяг невиробничого (особистого й громадського) споживання продукції галузі i в році t . Нехай $x(t) = (x_1(t), \dots, x_n(t))$, $k(t) = (k_1(t), \dots, k_n(t))$, $c(t) = (c_1(t), \dots, c_n(t))$. Тоді задача планування полягає у знаходженні послідовності $\{x(t), k(t), c(t)\}_{t=0}^T$ такої, щоб було виконано такі співвідношення (баланс)

$$x(0) \Phi \leq F(0); \quad (1)$$

$$x(t) \Phi \leq F(0) + \sum_{\tau=1}^{t-1} k(\tau), \quad t = 1, \dots, T; \quad (2)$$

$$x(t) A + k(t) B + c(t) \leq x(t); \quad (3)$$

$$x(t) w \leq w(t); \quad (4)$$

$$c(t) \geq 0. \quad (5)$$

Тут T — число років планового періоду, $w(t)$ — трудові ресурси за рік t , в правій частині нерівностей стоїть наявність фондів (1) — (2), продукції (3) і трудових ресурсів (4), а в лівій частині, відповідно, витрати їх. Задача оптим. планування полягає в знаходженні такого плану $\{x(t), k(t), c(t)\}_{t=0}^T$, який збалансовано (тобто він задовольняє нерівності (1) — (5)), і приводить до максимуму якоїсь функції θ , що залежить, напр., від $c(0), \dots, c(T)$.

Цю модель за певних умов можна розглядати і як модель росту, і як модель рівноваги. Властивості оптим. і рівноважних планів визначено досить докладно. Важливою властивістю цих планів є те, що оптимальному (рівноважному) шляхові розвитку (і тільки йому) відповідає певна система чисел, що їх інтерпретують як ціни. За цією системою ціни можна перевірити, чи є довільно обчислений план оптимальним, чи ні, легко дізнатися, чи можна за допомогою якого-небудь іншайдеального виробничого способу поліпшити оптим. план, чи не можна. Теорія оптим. цін виникла й розвивається в межах теорії математичних М. в.

Лит. Канторович Л. В. Экономический расчет наилучшего использования ресурсов. М., 1960. Экономико-математические модели. М., 1969. Голл Л. Д. Теория линейных экономических моделей. Пер. с англ. М., 1963 (Библиогр. с. 401—408).

В. Л. Макаров.

МОДЕЛІ ЗРОСТАННЯ — одні з типів моделей економіки. М. з. будують, маючи на меті з'ясувати максимально можливі темпи зростання економ. системи за тих чи ін. умов, зокрема за як зазвичай великий інтервал часу. Більшість моделей економ. динаміки можна розглядати як М. з., бо це поняття пов'язано не з конкретним типом моделі, а з постановкою проблеми, яку вивчають на цій моделі. Найвідомішою М. з. є модель зростаючої економіки, що її запропонував і вивчив амер. матем. Дж. фон Нейман (1903—1957). Нейманову модель задають двома невід'ємними матрицями A і B порядку $(n \times n)$. Матриця $A = \|a_{ij}\|$ наз. матрицею затрат, $B = \|b_{ij}\|$ — матрицею випуску. Коеф. a_{ij} показує розмір затрат продукту з номером i при технологічному або виробничому способі з номером j , коеф. b_{ij} — випуск продукту i при способі j . Модель має задовольняти такі умови: 1) всі способи можна застосовувати з будь-якими невід'ємними інтенсивностями (умова лінійності), 2) в усіх способах є ненульові затрати (виробництво не можливе без затрат) і для кожного продукту i існує спосіб виробництва цього продукту (замкне-

ність). Формально це означає, що в матриці A немає нульових рядків, а в B — нульових стовпчиків. Позначимо інтенсивність застосування способу j через λ_j . Оси. задача для моделі Неймана полягає в тому, щоб відшукати макс. технологічний темп зростання α , який система може витримати як загодно довго, за такою ф-лою:

$$\alpha = \max_{\lambda} \min_i \frac{\sum_j \lambda_j b_{ij}}{\sum_j \lambda_j a_{ij}}. \quad (1)$$

Тут \max береться по всіх $\lambda = (\lambda_1, \dots, \lambda_m) \geq 0$, а \min — по всіх $i = 1, 2, \dots, n$, за винятком таких, для яких чисельник і знаменник одночасно дорівнюють нулеві. Вектор інтенсивностей способів λ , на якому досягається \max у формулі (1), наз. *нейманівським* і характеризується цінами $p = (p_1, \dots, p_n)$ всіх продуктів, подібно до того, як розв'язок задачі програмування лінійного характеризується двоїстими оцінками.

Узагальненням моделі Неймана є модель Неймана—Гейла, що задається опуклим замкненим конусом Z , який лежить у прямому добутку $R_+^n \times R_+^m$ невід'ємних ортантів n -вимірного евклідового простору R^n . Довільний вектор $(x, y) \in Z$ інтерпретується як виробничий процес із затратами всіх продуктів $x = (x_1, \dots, x_n)$ і випуском $y = (y_1, \dots, y_m)$, причому затрати і випуск належать до двох суміжних інтервалів часу. Стан збалансованої M . з. визначається виробничим процесом $(\bar{x}, \bar{y}) \in Z$, вектором цін $p = (p_1, \dots, p_n)$ і темпом зростання α , які задовольняють співвідношення: $\alpha \bar{x} = \bar{y}$, $\rho \alpha \bar{x} > \rho \bar{y}$ для всіх $(x, y) \in Z$, $\bar{y} > 0$. Т. ч., якщо модель має запаси продуктів \bar{x} , то наступного року ці запаси можна зробити рівними $\alpha \bar{x}$, що через рік — рівними $\alpha^2 \bar{x}$ і т. д. Максимально можливий технологічний темп зростання визначається найбільшим α .

Лит.: Гейл Д. Замкнута лінійна модель виробництва. В кн.: Лінійне програмування в сучасних аспектах. М., 1959; Канторович Л. В., Ізакс Р. А. В. Л. Оптимізаційні моделі перспективного планування. В кн.: Прикладна математика в економічних дослідженнях. М., 1963.

В. Д. Махараєв

МОДЕЛІ ОБ'ЄКТІВ РОЗПІЗНАВАННЯ — математичні описи тих множин сигналів, які відповідають класам розпізнавання об'єктів відповідно до певних гіпотез про властивості класів. У загальному випадку $M. o. p.$ описують множини сигналів, які відповідають фіксованим значенням шуканих при розпізнаванні параметрів. Напр., при розпізнаванні треків (слідів) електрично заряджених частинок за їхніми фотографіями, коли шуканими параметрами є геом. параметри трека, $M. o. p.$ описує множини сигналів для кожного набору значень шуканих параметрів. При класифікації сигналів шуканим параметром є номер

класу, а $M. o. p.$ у цьому разі визначають множини сигналів для окремих класів.

$M. o. p.$ можна задавати в різній формі. Модель може бути кількісним втіленням певної гіпотези про відношення сигналів одного класу. Напр., якщо вважають, що сигнал, який дорівнює підсумі двох сигналів одного класу, завжди належить до того самого класу, то моделлю сукупності сигналів одного класу є якась *опукла множина*. Модель може описувати й процес, який породжує сигнали кожного з класів, що розпізнаються. Напр., у випадку телеграфних сигналів приймають певну гіпотезу про правила чергування тривалості посилаць і пауз та про розподіл ймовірностей завад. Відповідно до цієї гіпотези будують певний процес, що описується матем. засобами і генерує функції часу, які схожі на спостережувані телеграфні сигнали, викривлений завадами.

$M. o. p.$ — неодмінна складова частина будь-якої постановки задачі розпізнавання, якщо цю постановкою ставлять якісь вимоги до результатів розпізнавання всіх можливих у розглядуваному випадку сигналів. Такою вимогою є, напр., вимога мінім. ймовірності помилки або мінім. ризику розпізнавання. Коли модель сигналів не задано, тобто не зроблено жодних припущень щодо множин сигналів, які розпізнаються, то не можна нічого сказати про те, як працюватиме те чи інше правило розпізнавання на всіх розглядуваних сигналах. Існують і такі постановки задачі розпізнавання, при яких $M. o. p.$ не задається. Заданою при цьому вважають лише т. з. *початкову вибірку*. Треба за допомогою *правил вирішувального* з заданого класу правил (напр., за допомогою лінійного вирішувального правила) правильно класифікувати якомога більшу кількість сигналів з цієї вибірки. Така постановка задачі цілком правомірна, але розв'язок подібної задачі не дає змоги твердити щось про правильність класифікації сигналів, які не увійшли до навчальної вибірки, якщо не вжито до уваги якихсь $M. o. p.$ Найпоширенішою є проста ймовірнісна модель, що характеризує множини сигналів кожного класу за допомогою відповідних умовних розподілів ймовірності. Напр., коли припустити, що сигнали одного класу виникають в результаті створення єдиного фіксованого сигналу гауссовим шумом, то в цьому разі кожному класові відповідають багатозимірний *нормальний розподіл* із середнім сигналом, однаковим із зазначеним фіксованим сигналом, що його наз. *еталоном* класу. У складніших і частіших випадках кожен клас характеризують множиною еталонів. Цю множину задають, описавши залежність еталона від т. з. *заважаючих параметрів*. Кожен із спостережуваних сигналів являє собою створений завадами еталон, який відповідає якимось певним значенням *заважаючих параметрів*. Щодо *розподілу ймовірностей* завад роблять деякі припущення. Так, напр., будують т. з. *параметричну модель* сигналів. Множини сигналів можна задати, ще й опи-

сюючк процедуру утворення за заданими правилами складного сигналу з заданих елементарних частин. На таких моделях ґрунтується т. в. лінгвістичний підхід до розпізнавання. Тоді ці правила подібні до правил граматики формальної, розглядуваної в лінгвістиці математичній. Розглядають і моделі, в яких поєднують якості параметричних та лінгвістичних моделей. М. о. р. дають змогу формувати й розв'язувати складні задачі розпізнавання, застосовувані при аналізі зображень, дослідженні звуку мовлення тощо.

МОДЕЛІ РІВНОВАГИ — один з типів моделей економіки. Гол. об'єктом моделювання є взаємодія економ. сил чи факторів, що протиставляються за умов вільної конкуренції. Найчастіше йдеться про взаємодію попиту з пропозиції на товари. Графік найпростішої М. р. наведено на мал. На осі абсцис відкладають величину ціни на якийсь товар (p), а на осі ординат — фіз. обсяг цього товару (q). Крива I (крива попиту) показує попит на товар залежно від змінювання ціни, а крива Z (крива пропозиції) — обсяг виробництва товару при різних цінах. Точка перетину цих кривих з координатами (p , q) відображує рівноважну ціну p та обсяг q виробництва товарів. У наведеній схемі закладено припущення про ринковий механізм змінювання попиту й пропозиції на якийсь продукт з умовах простого товарного виробництва. М. р. для ринкового господарства, яка враховує всю сукупність товарів і виробників, сформульована джстр. економіст початку 20 ст. Л. Вальрас. Надалі такі моделі розвивали в основному західні економісти й математики.

Заг. М. р. стосується і видів «продукції» ($k = 1, 2, \dots, n$), причому «продуктами» можуть бути послуги, трудові й природні ресурси та виробничі потужності. Економіка в моделі уявляється складеною з $m + n$ частин, що діють певною мірою незалежно. Перші m частин ($i = 1, \dots, m$) — це виробники (підприємства, фірми і т. д.), що їх визначають залежно від ступеня агрегації моделі, n частин ($j = 1, \dots, n$) — це споживачі кінце-

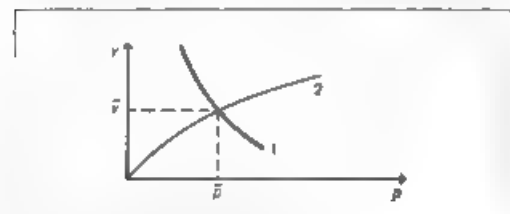
вих випуски відповідних видів «продукції». Кожного споживача j описують ϕ -ціню переваги або корисності u_j , аргументами якої є невід'ємні l -вимірні вектори — набір «продуктів» для споживання, а значення ϕ -ції — числа, що вимірюють «корисність» від споживання відповідних наборів продуктів. За'язок між споживачами й виробниками задається матрицею $\theta = \|\theta_{ij}\|$ розподілу прибутку. Елемент θ_{ij} показує частку прибутку i -го виробника, яку одержує j -ий споживач, $\theta_{ij} \geq 0$, $\sum_j \theta_{ij} = 1$.

Стави М. р. — це такий набір виробничих планів виробників ($\bar{x}^{(1)} \in X_1, \dots, \bar{x}^{(n)} \in X_n$), векторів споживання споживачів ($\bar{y}^{(1)}, \dots, \bar{y}^{(n)}$) і такий вектор цін $p = (\bar{p}_1, \dots, \bar{p}_l)$ на всі «продукти», які задовольняють умови: 1) $\sum_i \bar{x}^{(i)} = \sum_j \bar{y}^{(j)}$ (попит на всі товари $\sum_j \bar{y}^{(j)}$ дорівнює пропозиції $\sum_i \bar{x}^{(i)}$); 2) $\bar{x}^{(i)} \bar{p} = \max_{x^{(i)} \in X_i} x^{(i)} \bar{p}$ ($i = 1, \dots, m$) (кожний виробник i одержує в стані рівноваги макс. прибуток $\bar{x}^{(i)} \bar{p}$ при рівноважних цінах \bar{p}); 3) $u_j(\bar{y}^{(j)}) = \max_{y^{(j)} \in Y_j} u_j(y^{(j)}) \bar{p}$ ($j = 1, 2, 3, \dots, n$) (кожний споживач j одержує максимум корисності при відповідному бюджетному обмеженні). Кілька теорем існування стану рівноваги доведено при деяких додаткових обмеженнях на множини X_i і ϕ -ції u_j . Крім описаної М. р., є й інші, що відрізняються формою задавання залежності величини виробництва і споживання від цін. У всіх цих моделях закладено принцип простого товарного господарства або принцип вільної конкуренції, відповідно до якого кожний виробник впливає на ціни незначною мірою. Спроби врахувати в М. р. монополію та ін. ефекти наптовжуются на труднощі, схожі на труднощі в ізор теорії в допущенням коаліцій.

Лит. Карпін С. Математические методы в теории штр. программировании и экономике Пер. с англ. М., 1964 [6. біогр. с. 798—819].

В. Л. Махаров

МОДЕЛЮВАННЯ ВЕСТИБУЛЯРНОГО АНАЛІЗАТОРА — створення моделей математичних процесів приймання і перетворення інформації у вестибулярних органах. Вестибулярний аналізатор (в. а.) — це орган, що інформує про зміну характеру руху та положення тіла. Адекватними подразниками для в. а. є кутове прискорення, зміна напрямку та величини прискорення сили тяжіння, прямолінійне прискорення та відцентрова сила. Експериментально доведено, що кутове прискорення викликає збудження в нервових закінченнях півколових каналів. Три півколові канали (горизонтальний, передній вертикальний та задній вертикальний) розміщені в трьох взаємно перпендикулярних площинах.



Графік моделі рівноваги

вої продукції (категорії населення). Кожного виробника i описують множиною виробничих можливостей X_i , що складається з l -вимірних векторів $x^{(i)} = (x_1^{(i)}, \dots, x_l^{(i)})$, які задають наявні виробничі способи. Від'ємні компоненти вектора $x^{(i)}$ показують затрати, додатні —

щинах. Кожний з них утворює на одному з своїх кінців розширення, яке наз. ампулою. Рецепторні ділянки (купули) розміщені в ампулах кожного каналу. При подразненні відбувається відхилення купули, причому кут відхилення її пропорційний кутовому прискоренню обертання. Відхилення купули подразнює рецепторні закінчення еферентних волокон вестибулярних нейронів. Збудження передається далі до вестибулярному нерву до стовбурових та кіркових центрів в. а. За існуючими в нейрофізіології уявленнями, робота в. а. в нормальних умовах є основою для нормального приймання та відповідної переробки зорових, звукових, тактильних, пропріоцептивних та ін. сигналів і для вироблення необхідної рухової реакції. Ритміка нервових клітин в. а., очевидно, є основою складової фонові активності нервових клітин інших аналізаторних систем.

Розглянемо динаміку кута відхилення купули α , залежність макс. кута відхилення купули — α_{\max} від прискорення обертання θ . При складанні дифер. рівнянь істотне значення має розміщення купули в ампулі й точка її закріплення. В основу моделі покладено таку гіпотезу: в процесі еволюційного розвитку вестибулярного апарату пружні сили конструкції купули G скомпенсували силу тяжіння. Врахувавши всі сили, що діють на купулу під час обертання, одержимо дифер. рівняння для кута відхилення купули

$$\frac{d^2\alpha}{dt^2} + b\alpha = F \quad (P - G), \quad F = mg$$

де P — вага купули, F — зовн. сила, m — маса купули та ендолімфа, b — коефіцієнт, що характеризує параметри купуло-ендолімфатичної системи. Для вертикальних каналів

$$b = \frac{mg + (P - G)}{\arctg \frac{[mg + (P - G)]R}{8EI}}$$

де l — довжина купули, E — модуль пружності купули, I — момент інерції купули. Для горизонтального каналу

$$b = \frac{F - T}{\arctg \left(\frac{meI^2}{8EI} - \frac{Tl^2}{3EI} \right)} \quad T = kF.$$

$$\lambda = d(P - G)$$

де T — сила тертя, d — коеф. пропорційності. До складу в. а., крім ліквових каналів, входить і отолітовий апарат, анатомічно представлений двома мішечками (сакулос та утрикулос), заповненими ендолімфою. Рецепторні ділянки лежать у двох взаємно перпендикулярних площинах. На цих ділянках — нервовоентеліальні клітини волоскові, орієрні та крайові. Біля волоскових клітин закінчуються волокна сакулярного та утрикулярного нерва, щільно обилітаючи їх. Адекватними подразниками для отолітового апарату є прямолінійне прискорення та відцентрова

сила. Вважають, що рецептори отолітового апарату сприймають складову прискорення, спрямовану впоперек волосків рецепторних клітин. Отже, причиною виникнення ритмічних розрядів є поточне значення кута відхилення волосків-стереоцилій λ . Як і для відхилення купули, будемо вважати, що швидкість відхилення стереоцилій пропорційна діючим на них зовнішнім силам, і вона тим менша, чим на більший кут відхилилися стереоцилії

$$\frac{d\lambda}{dt} = (F + P - G) \sin(\beta + \theta) - n\lambda. \quad F = ma,$$

де P — вага отолітів та стереоцилій, β — кут піднімання утрикулоса над горизонталлю; θ — кут нахилу корпусу відносно горизонту, F — зовн. сила, m — маса отолітів, a — лінійне прискорення, n — коефіцієнт, що характеризує параметри отолітової системи,

$$n = \frac{(ma + P - G) \sin(\beta + \theta)}{\arctg \frac{l(ma + P - G) \sin(\beta + \theta)}{8EI}}$$

де l — довжина волосків-стереоцилій, E — модуль пружності стереоцилій, I — момент інерції отоліта

Зазначені митом. моделі рецепторного апарату в. а. дають динаміку зміни кута відхилення купули та стереоцилій. А кут повороту, в свою чергу, є причиною виникнення ритмічних розрядів рецепторних клітин (див. *Модель нервової мішечки*). Моделі дають змогу провести якісне дослідження ритміки рецепторних клітин в умовах нормальної вагомості ($P = G$), дослідження можливих порушень ритміки в умовах зміненої вагомості. Так, в умовах невагомості, напр., пружні сили купули й отолітів не компенсуються вагою. Це приводить у вертикальних ліквових каналах до відхилення купули догори без дії прискорення, до розтягання купули горизонтальних каналів та прогинання догори отолітів. Зміна початкового положення рецепторів веде до зміни ритміки рецепторних клітин і, кінцевим чином, до появи у людини ілюзій діяння на неї лінійних та кутових прискорень. Після закінчення процесу адаптації внаслідок зміни конструктивних особливостей рецепторів та зміщення нуля ритміки може спостворюватися сприймання реальних прискорень і зорових та слухових відчуттів

Ю. Г. Антимонов, А. В. Котова, О. Г. Пустовийт.

МОДЕЛЮВАННЯ ЕЛЕКТРОМАГНІТНИХ ПОЛІВ НА ЦОМ — метод досліджування електромагнітних полів за допомогою цифрових обчислювальних машин. М. в. п. на ЦОМ дає змогу одержати розподіл поля в просторі або в якійсь його частині, використовуючи як первісну інформацію електр. і магн. характеристики середовища, розміщення й інтенсивність первісних джерел. Його широко застосовують у проектуванні електр. машин і апаратів, магн. систем прискорювачів елементарних

частинок та електроної оптики, в обчислювальній техніці й мікроелектроніці, в радіотехніці тощо. М. в. н. на ЦОМ охоплює: постановку крайової задачі, вибір методу розв'язування її, складання програм для ЦОМ і числовий експеримент на ЦОМ з різними первісними даними.

Первісними рівняннями при М. в. н. на ЦОМ у нерухомих провідниках і діелектриках є рівняння Максвелла. Щодо надпровідників використовують рівняння Лондонів — Максвелла, Гінсбурга — Ландау — Максвелла та інші системи (залежно від типу надпровідника, величини магн. поля, T - T_c й ін.). Щодо надпровідників широко застосовують систему рівнянь Пуассона, неперервності, дрейфу й дифузії для дірок та електронів. Щодо рідинних провідників первісними є рівняння магн. гідродинаміки. До цих рівнянь необхідно додати ірраціоналі й початкові умови, щоб виділити з множини їхніх розв'язків один, який описує моделювану електромагн. поле. Значайно кожна необхідність розв'язувати названі рівняння в повному обсязі. Виходячи з конструктивних міркувань і особливостей режимів роботи пристроїв, у яких моделюється поле, з рівняннях нехтують членими, що обумовлені явищем малими ефектами. Напр., в електр. машинах, апаратах і струмопроводах, які працюють на промислових частотах, не враховують струми зміщення, тобто поля вважають квазістационарними. При цьому перші рівняння істотно спрощуються. В аналогах з хвилюваннями такого припущення зроби не можна. Але в цьому разі задачу моделювання поля можна спростити, припустивши ідеальну провідність металевих поверхонь. Часто роблять припущення стосовно топології поля, напр., нехтують залежності векторів, які описують поле, від однієї або двох просторових координат. Внаслідок цього розрахунок вводить до розв'язання двовимірних або одновимірних рівнянь. Так, у середній частині турбогенераторів, у струмопроводах, які складаються з паралельних циліндричних достатньо довгих провідників, магн. поле вважають плоскостопаралельним.

Для М. в. н. на ЦОМ використовують методи розв'язування крайових задач, які дають змогу розробляти програми. Ці програми допускають варіювання геометрії пристрою, електр. і магн. характеристиками матеріалів і враховують нелінійні залежності властивостей матеріалів від поля тощо. Такі програми дають змогу при проектуванні електромагн. пристроїв замінювати фіз. експеримент матем., звайти кількісні залежності та якісні закономірності, які важко встановити за допомогою фіз. експерименту. Ці вимоги задовольняють чисельні методи. Можливості аналітичних методів у розв'язуванні задач електромагн. поля обмежуються найпростішими випадками щодо геометрії й щодо характеристик середовищ. Серед чисельних методів необхідно відзначити скінченнорізницьний метод, яким властива велика універсальність. Успіхи, досягнуті в розвитку цих

методів, дає змогу розв'язати багато задач магн. гідродинаміки, напівпровідникової інтегральної електроніки тощо. Проте розв'язування задач електромагнітного поля скінченнорізницьними методами пов'язано з додатковими похибками, зумовленими штучним обмеженням досліджуваної ділянки поля. В деяких задачах проектування це призводить до великих похибок. Тому для М. в. н. на ЦОМ широко застосовують метод вторинних джерел (інтегр. рівнянь). Особливість цього методу полягає в тому, що розрахунок поля виконують двома етапами: на першому етапі внаслідок розв'язання інтегральних рівнянь знаходять розподіл джерел поля струми в масивних провідниках, поверхнях та об'ємні зв'язані струми і заряди, на другому — за знайденим і заданим розподілом джерел розраховують поле в тій частині простору, в якій це необхідно, а для цього обчислюють відповідні інтеграли за об'ємами й поверхнями, що їх займають ці джерела. Цей метод використовують при моделюванні електромагнітних полів антен і струмопроводів, вихрових струмів у провідниках складної форми, електромагн. поля в неоднорідних нелінійних і анізотропних середовищах, у тонкоплівкових надпровідникових структурах, у напівпровідникових інтегральних схемах тощо.

Лит. Ландау Л. Д., Лифшиц Е. М. Електромагнітні поля і заряди. М., 1958. Петрушенко Е. И. К расчету вихровых токов в проводниках сложной формы. «Известия АН СССР. Энергетика и транспорт», 1966, № 6, Нейман Л. Р., Демичев К. И. Теоретические основы электротехники, т. 1. Л., 1967. Тономов О. В. Расчет электромагнитных полей на вычислительных машинах. К., 1967 (библиогр. в. 249, 250). Петрушенко Е. И., Захарченко О. К. Численный анализ распределения токов и магнитных полей в тонкоплёночных сверхпроводящих структурах. «Математическое моделирование в теории электрических цепей», 1970, в. 7. Петрушенко Е. И. К расчету сверхпроводящих ферромагнитных сложной формы в квазистатической приближении. «Математическое моделирование в теории электрических цепей», 1971, в. 8. Петрушенко О. Н. Тономов

МОДЕЛЮВАННЯ ЖИВІХ СИСТЕМ являє собою ядром у рівні — математичне дослідження біологічних процесів регулювання й керування молекулярними комплексами біологічних систем. Осн. об'єктом такого моделювання є взаємодія молекулярних комплексів у клітині. В два осн. підходи до М. ж. с.: створення динамічних моделей та алгоритмічне моделювання.

Динамічні моделі ґрунтуються на даних біохімії, молекулярної біології та цитології, вони використовують методи статистичної фізики, хім. кінетики і біофізики. В клітині виділяють дві системи регулювання «тонку» й «грубу». Обидві вони спрямовані на те, щоб підтримувати постійну концентрацію осн. продуктів метаболізму. «Тонка» система регулювання використовує механізм зворотного зв'язку: якщо концентрація якоїсь речовини в клітині перевищує потребу, то один з ферментів, що бере участь у синтезі цього продукту, пригнічується і вироблення даної речовини припиняється. У «грубої» регулю-

ванні, яке забезпечує пристосування клітини до зовн. середовища, бере участь спец. ділянка в носії генетичної інформації — ДНК — оперон. Якщо в клітині є достатній кількості необхідна речовина, синтез відповідних ферментів пригнічений, але якщо такої речовини немає, то включається необхідний оперон і відбувається синтез ферментів, які забезпечують вироблення цієї речовини. Елементарні пропеси регулювання — ферментативний катализ хім. реакції, активне перенесення речовин крізь мембрану, біосинтез макромолекул, пригнічення ферменту, «включення» оперона — можна описати з допомогою різних для концентрацій відповідних речовин. При цьому повна динамічна модель саморегуляції клітини описується системою дифер. рівнянь. Теор. аналіз таких систем показав, що при нормальних фізіол. умовах деякі біохім. процеси нестійкі й мають коливальний характер. Але можливості аналітичного дослідження обмежені. Тому великий інтерес становить моделювання процесів динаміки клітини на електронних обчислювальних машинах. Це дає змогу одержати дані щодо кінетики зміни концентрацій початкових, проміжних та кінцевих речовин для багатьох взаємопов'язаних реакцій метаболізму при діянні на клітину різних речовин, зокрема отрут, антиметаболітів, а також фіз. умов — тиску, іонізуючого випромінювання та ін. фізичних факторів.

Гол. мета алгоритмічного моделювання — значати процеси реалізації записаної в ДНК генетичної інформації під час побудови клітинних ультраструктур та під час ділення клітини. Для запису алгоритму використовують методи матем. теорії самовідтворення. За допомогою такого підходу до моделювання можна вивчити закономірності мутагенезу — вплив помилок у ДНК на потомство, способи виправлення таких помилок, алгоритм. можливості клітин при ускладненні «програми» (у зв'язку з проблемами ембріології) та ін. питання. Такі моделі клітини є евристичними.

МОДЕЛЮВАННЯ ІНЖЕНЕРНИХ МЕРЕЖ НА АОМ — моделювання (розрахунок) режимів інженерних мереж на аналогових обчислювальних машинах і пристроях. Інженерні мережі (водопровідні, теплофікаційні й міські газові та вентиляційні мережі шахт) у стаціонарному режимі описують системами рівнянь типу

$$\sum_{m=1}^p Q_m = 0, \quad (1)$$

$$\sum_{m=1}^s H_m = 0, \quad (2)$$

$$H_m = \alpha_m Q_m^n, \quad (3)$$

де Q_m — потік рідини чи газу по m -й вітці, що підходить до вузла або витікає з нього, p — кількість віток, з'єднаних у цьому вузлі;

$\sum_{m=1}^s H_m$ — сума депресій по замкненому контурі; α — кількість віток у контурі; H_m — падіння депресії на m -й вітці; n — число, яке визначає характер руху потоку; для водопровідних і теплофікаційних мереж та вентиляційних мереж шахт $n = 2$, для міських газових мереж (мережі низького тиску) $n = 1.75$; α_m — аеро- або гідродинамічний опір m -ї вітки.

Існуючі машини й прилади для розрахування інженерних мереж можна класифікувати так (мал. 1). Всі моделі поділяють на три великі групи: моделі з прямою аналогією, моделі з дуальним перетворенням і установки з прямою аналогією депресію моделюють напруженою, а потік — струмом. Конфігурація моделюючого кола збігається з графом мережі. Моделі з прямою аналогією бувають зрівнювальними й неарівнювальними (див. Зрівнювальні методи). У неарівнювальних моделях як нелінійні елементи, що моделюють вітки мережі, використовують пасивні чи активні двополюсники, вольт-амперні характеристики яких мають вигляд

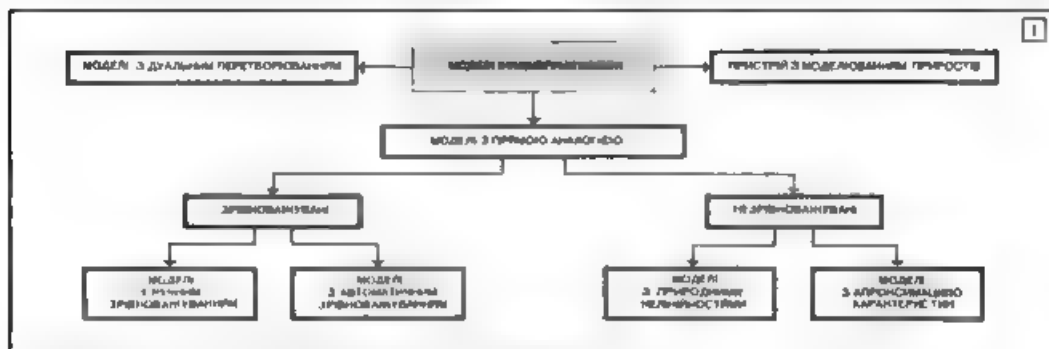
$$U = ai^n, \quad (4)$$

де n — показник степеня, величина якого належить від виду модельованої мережі. Природну тягу, газорозподільні пункти, носії теплофікаційних мереж моделюють стабілізаторами напруги ($U = \text{const}$), або носії інженерних мереж — стабілізаторами струму ($i = \text{const}$), затікання — омичними опорами, резервуари й водонапірні башти — спец. перетворювачами функціональними, які реалізують, напир., за допомогою електричних систем. Характеристики витрат компресорів моделюють двополюсником, який являє собою послідовне з'єднання джерела напруги, омичного опору й нелінійного елемента з характеристикою (4). В моделях основних компресорів нелінійний елемент не ставлять. Внаслідок такого вибору нелінійних елементів рівняння мережі подібні до рівнянь моделі. Моделі такого типу відрізняються одна від одної видом використовуваних нелінійних елементів. Залежно від цього моделі поділяють на пристрої з «природними» нелінійностями (лампи розжарювання, транзистори й лампові елементи із спец. схемами керування тощо) і машини з кусковолінійною апроксимацією характеристик елементів. Розроблено серію моделей, побудованих за описаним принципом. Найефективнішим є модель «ЗМВС-6» (Інститут гірничої справи АН СРСР), «ППРВС-ДТИ-4» (Дніпропетровський гірничий інститут) і ВМК фірми «Монтан-Форшунг» (ФРН).

У зрівнювальних моделях роль нелінійних елементів відіграють керовані двополюсники різної природи. Дуже часто це потенціометри. В процесі зрівнювання одного елемента, змінюючи величину опору, досягають того, щоб на елементі встановили-

ся напруга і струм таких величин, для яких виконувалася б залежність (4). Потім починають регулювати наступний елемент. Процес зрівноважування вважають завершеним, якщо в усіх елементах після якогось кроку регулювання виконується рівність (4). Залежно від виду зрівноважування розрізняють моделі з ручним і автомат. зрівноважуванням. У першому випадку зрівноважування здійснює оператор, у другому — електромех. слідуючі системи. На лінійних елементах з ручним зрівноважуванням побудовано при-

характеристика квазірезистора має вигляд (4). Циклічне підключення групового функціонального перетворювача до квазірезисторів здійснюють аналогові ключі К за сигналами ПК. Вхідна інформація про величину опору з клавіатури (пристрій введення) на пульті керування машини через ПЧ вводиться в цифровому вигляді в ЗП. В процесі зрівноважування квазіаналога з ЗП коди чисел надходять на входи цифрові керування, що містяться в функціональних перетворювачах. У машині потім моделюється струмом, де-



1. Класифікація моделей для розрахування інженерних мереж.

лад ПРВС-2, на елементах з автомат. зрівноважуванням — модель ВОДГЕО (ВНД) водопостачання, каналізації, гідротехнічних споруд і газових мереж, обчислювач проводних мереж «Мопган-Форшунг» і автоматичну машину Дніпропетровського гірничого ін-ту.

До зрівноважуваних машин з прямою аналогією належить гібридна обчислювальна машина «Сейма» (Ін-т електродинаміки АН УРСР). У машині (мал. 2) є пристрій введення (ПВ), перетворювач десяткових чисел на двійкові (ПЧ), запам'ятовувальний пристрій (ЗП), блок функціональних перетворювачів (ФП), блок ключів (К), квазіаналог (КА), блок вимірювання й контролю (БВ) і пристрій керування (ПК). Як аналог гілки використовують нелінійний динамічний квазірезистор, вольт-амперна характеристика якого має вигляд (4). Набір квазірезисторів і пристроїв для моделювання елементів мережі становить квазіаналог (див. Квазіаналогова модель). Зрівноважування квазіаналога здійснюється груповими функціональними перетворювачами. На вхід функціонального перетворювача з квазірезистора надходить напруга U , а на виході формується φ -ція

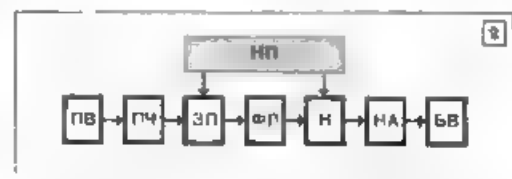
$$\varphi = U - \frac{R}{\sqrt{a}} \sqrt{U}. \quad (5)$$

де a — показник степеня в формулі (4), a — число, пропорційне опорній гілці, R — омичний опір квазірезистора. Конденсатор квазірезистора підмають до виходу функціонального перетворювача й заряджають до напруги (5), внаслідок чого вольт-амперна

кросія — напругою, БВ здійснює індикацію розв'язування за допомогою приладу, який працює в режимі мікроамперметра або вольтметра.

Моделі з дуальним перетворенням також побудовано за принципом прямої аналогії з модельованими мережами, але тут депресія моделюється струмом, а потік — напругою. В процесі підготовки задачі до розв'язування вихідний граф мережі треба перетворити за певними правилами, щоб одержати конфігурацію модельованого кола. В результаті таких перетворень вузлові мережі відповідає контур моделі і навпаки. В моделях з дуальним перетворенням застосовують нелінійні елементи з вольтамперними характеристиками

$$i = aU^n. \quad (6)$$



2. Блок-схема гібридної обчислювальної машини «Сейма».

Це здебільшого варистора або спец. двополюсники з електронними лампами або транзисторами.

Обчисл. пристрої для розрахування інженерних мереж з модельованими пристроями ґрунтуються на розв'язуванні систем нелі-

нійних алгебр, рівнянь ітераційним методом Ньютона. Вихідний вектор невідомих задають оператором. На моделі обчислюють вектор приростів, який треба додати до початкового вектора невідомих, щоб одержати нове наближення. Модель виконає на лінійних елементах. Параметри елементів моделі на кожному кроці ітерації залежать від вектора невідомих на попередньому кроці. Ці обчислення виконує оператор. Розв'язок вважається знайденим, якщо, починаючи з якогось кроку, вектор невідомих не змінюється.

Літ. Нейман Л. Р., Нередишкова В. Ф. Электрическое моделирование сложных нелинейных тепловых сетей и вентиляционных систем. «Электротехника», 1954, № 2; Ватриковский А. Д. Электрическое моделирование релейных вентиляционных сетей М., 1957 (біблогр. с. 33); Абрамов Ф. А., Войков В. А., Фролов Н. А. Моделирование вентиляционных сетей шахт М., 1961 (біблогр. с. 215, 218); Пай С., Петрович С. И. Электромоделирующие приборы для расчета вентиляционных сетей. Алма-Ата, 1963 (біблогр. с. 182, 183); Моделирующие математические машины с перемещаемой структурой И. 1970 (біблогр. с. 343—246). М. М. Крыж.

МОДЕЛЮВАННЯ МАТЕМАТИЧНЕ — метод досліджування процесів або явищ шляхом побудови їхніх моделей математичних і досліджування цих моделей. В основу методу покладено ідентичність форми рівнянь і однозначність співвідношень між змінними в рівняннях оригіналу й моделі, тобто їхні аналогії. Матем. моделі досліджують, як правило, за допомогою аналогових обчислювальних машин і цифрових обчислювальних машин, тому говорять про аналогове й дискретне М. м. На початку 60-х років 20 ст. розроблено один із методів М. м. — *математичне моделювання*. Цей метод полягає у визначенні

МОДЕЛЮВАННЯ НА СУЩІЛЬНИХ СЕРЕДОВИЩАХ — електричне моделювання — розв'язування крайових задач методом електроаналогій. Уперше цей метод застосував Г. Кірхгоф 1845; пізніше М. Фарадей, Г. Гельмгольд і Дж. Максвелл встановили матем. аналогії електр., магн., гідродинамічних і теплових полів. У Росії на електрогідродинамічну аналогію зперше звернув увагу М. С. Жуковский У 1918—22 М. М. Павловський теоретично обґрунтував електрогідродинамічну аналогію (ЕГ) (А), заклали цим основу моделювання фіз. полів на суцільних середовищах; згодом цей метод дістав широке практичне застосування при проектуванні та будівництві гідротех. споруд.

Основною методу електр. аналогій є встановлення рівнянь, наведених нижче в табл.

Перевагою методу є простота моделюючих пристроїв і велика точність відповідності між граничними умовами натуря й моделі. Проте цей метод можна застосовувати лише до крайових задач, що в основному вводяться до рівняння Лапласа

$$\frac{\partial^2 \varphi}{\partial x^2} + \frac{\partial^2 \varphi}{\partial y^2} + \frac{\partial^2 \varphi}{\partial z^2} = 0, \quad (1)$$

де x, y, z — поточні координати точок моделі; $\varphi(x, y, z)$ — потенціал цих точок, який є шуканою ф-цією (про одержання ф-ції φ і ф на моделі див. «ЕГДА»). Методом М. м. на с. с. можна розв'язувати задачу лише в тому разі, якщо відомі граничні умови. Для більшості задач ці умови вводяться до задавання значення ф-ції $\varphi(x, y, z)$ на замкненій поверх-

Стационарное электрическое поле струмы в при видному середовищі	Стационарное поле фильтрации в поре	Стационарное поле температур
Закон Ома $\vec{J} = -\sigma \text{grad } \varphi$ $I = \int_S \vec{J} d\vec{s}$ $\text{div } \vec{J} = 0$ $\text{rot } \vec{E} = 0, \vec{J} = \sigma \vec{E}$ <p>φ — електричний потенціал \vec{J} — щільність струму σ — питомі електропровідність I — сила струму \vec{E} — напруженість електричного поля</p>	Закон Дарсі $\vec{v} = -k \text{grad } h$ $Q = \int_S \vec{v} d\vec{s}$ $\text{div } \vec{v} = 0$ $\text{rot } \frac{1}{\alpha} \vec{v} = 0$ <p>h — гідрометричний напір \vec{v} — швидкість фільтрації k — коефіцієнт фільтрації Q — фільтраційна витрата</p>	Основне рівняння теплопровідності $\vec{q} = \lambda \text{grad } t$ $Q = \int_S \vec{q} d\vec{s}$ $\text{div } \vec{q} = 0$ $\text{rot } \frac{1}{\lambda} \vec{q} = 0$ <p>t — температура \vec{q} — тепловий потік λ — коефіцієнт теплопровідності Q — кількість тепла (витрата тепла)</p>

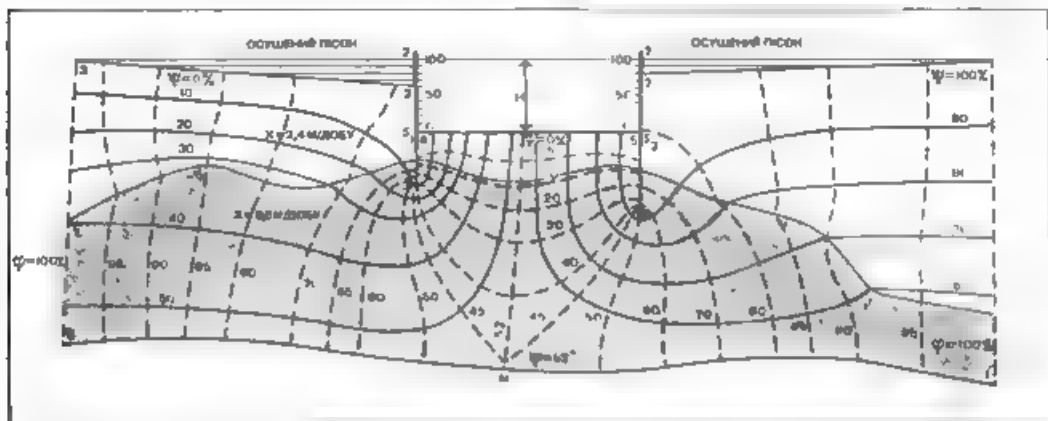
досліджуваного явища, а явища або процесу іншої фіз. природи, яке описується матем. співвідношеннями, еквівалентними відносно одержуваних результатів. Див. також *Моделювання ЦОМ імітаційне*. **МОДЕЛЮВАННЯ МІСЛЕННЯ** — процес побудови штучного розуму. Див. також *Моделювання пам'яті*.

ні (задача Діріхле) і похідної ф-ції $\frac{\partial \varphi}{\partial n}$ у напрямі нормалі до замкненої поверхні (задача Неймана). Метод М. м. на с. с., коли розв'язують рівняння (1), складається з трьох осн. етапів. 1. Провідне середовище змінюється за правилами геом. подібності, відображаючи форму оригіналу. 2. Величини напруг або

струмів добирають так, щоб у моделі підтверджувалися граничні умови поля оригіналу. 3. Розподіл напруг, що його одержують у провідному середовищі, фіксує зимірювальний пристрій. Одержані напруги моделі пропорційні розподілові потенціалів досліджуваного поля.

На підставі М. на с. с. розв'язують два типи задач: 1) задачі, в яких потрібно одержати ізолині поля на всій модельованій ділянці або частині її; 2) задачі, в яких треба одержати величини, що характеризують досліджува-

100 000 ом на квадрат. ЕПП має істотні переваги перед ін. матеріалами з нього можна без особливих труднощів виготовляти моделі з будь-якою конфігурацією меж; окремі аркуші паперу можна склеювати, поєднуючи різні провідності на всій площині й по контуру електропровідним клеем простого складу (напр., сажа газова, розведена емалітом чи цапон-лаком); провідність паперу легко змінюють, перфоруючи його або покриваючи електропровідними лаками; електропна провідність сажи дає змогу використовувати для



Модель припливу ґрунтових вод.

не поле загалом, тобто інтегр. характеристики поля. Моделюючи поля за допомогою електр. струму, що поширюється в суцільному середовищі, модель ділянки виконують з провідника, провідність якого значно більша за провідність ізолятора, але значно менша за провідність металевих шин, за допомогою яких задають граничні умови. За провідне середовище може виступити рідкий електроліт, що його залято в посудину з ізоляційного матеріалу, який за формою відтворює модельовану ділянку. Цей метод моделювання наз. методом електролітичної ванни. Проте застосування цього методу обмежене через іонну провідність електроліту і складність при виконанні моделі з криволінійними межами й різними зонами провідностей. Але електроліти мають і свої переваги — однорідність за провідністю та можливість утворення тавиричних моделей. Металева фольга, що її застосовували для М. на с. с., через свою велику питому провідність не набула широкого застосування.

Особливо широко почали застосовувати М. на с. с. в 1947, коли як провідне середовище почали використовувати електропровідний папір (ЕПП), який виготовляють за спец. технологією, вводячи в паперову масу електропровідні компоненти — сажу чи графіт. Такий папір наз. електротермічним папером (ЕТП). В СРСР для М. на с. с. випускають спец. ЕПП з підвищеною однорідністю і з широким діапазоном опорів від 20 ом до

жнвлення моделі постійний струм; шукати екіпотенціальні лінії можна макроскопічно олівцем безпосередньо на самій моделі тощо. Але ЕПП має такі вади: неможливо створити об'ємну модель для моделювання тавиричних полів; існує значна анізотропія біля виробничих країв паперу; локальна неоднорідність.

Для моделювання за ЕПП розробили й виготовляють серійно інтегратори ЕІДА, на яких моделюють багато тех. задач. На мал. зображено модель задачі фільтрації, тобто модель припливу ґрунтових вод до котлована при бічних контурах живлення; скресно її з двох сортів ЕПП, провідності яких провортійні коеф. фільтрації ґрунтів природи.

М. на с. с. можна застосовувати й для дослідження полів з розподіленими внутр. джерелами. Для цього джерела струму підключають до моделі через резистори чи конденсатори за допомогою спец. електродів — дискретне підключення, або модель ЕПП і листовий металевий електрод розділяють ізолятором — поліетиленовою плівкою — способом розподільної ємності, що його використовують в інтеграторі ЕІНП-1, який випускають серійно.

Лит.: Гутенмахер Л. И. Электрические модели. М.—Л., 1949 [66бюльг. с. 386—401]. Фильчаков П. Ф., Пачишвили В. И. Интеграторы ЭИДА. Моделирование потенциальных полей на электропроводной бумаге. К., 1961 [66бюльг. с. 157—163]. Дружинин Н. И. Изучение региональных потоков подземных вод методом электроим-

родинамики аналогів М., 1966 [бібліогр. с. 322—333]. Математичне моделювання на інтеграторах ЭГДА-8/80. К., 1968 Карплас У. М. Целірующее устройство для решения задач теории поля Пер. с англ. М., 1962 В. Г. Панчишин

МОДЕЛЮВАННЯ ПАМ'ЯТІ — побудова математичних або фізичних моделей процесу запам'ятовування, зберігання в пам'яті й одержування з неї інформації. Цей метод досліджування пам'яті дуже поширився, бо як універсальний моделюючий пристрій дає змогу використовувати електронні обчислювальні машини. Місце, яке займає М. П. в моделюванні психічних ф-цій, зумовлюється значенням пам'яті в психічній діяльності людини. Пам'ять моделюють, щоб перевірити конкретні гіпотези про її механізми, оцінювати повноту наших знань про неї, з'ясувати необхідність проведення нових фізич. і психолог. експериментів, перевірити можливість використання деяких корисних особливостей пам'яті людини в запам'ятовуванні пристроїв та інформаційних систем. Їх моделі дозвільно й короточасної, а також слухової,орової й смислової (вербальної) пам'яті. За принципами роботи моделі можна поділити на аналогові й дискретні, детерміновані й ймовірнісні.

Особливий інтерес становить моделювання смислової пам'яті й, зокрема, процесу вибирання з неї необхідної інформації. В цих моделях широко використовують властивість людської пам'яті, запам'ятовуючи, утворювати асоціації й використовувати їх у процесі відтворення. Сукупність асоціацій зображують звичайно у вигляді графа.

М. П. можна здійснити на будь-якому рівні її організації. Ці рівні можуть включати біохімічні процеси при утворенні пам'яті, утворення нових синапсичних зв'язків між нейронами, закономірності обробки інформації безпосередньо до конкретних нейрофізіол. механізмів.

Більшість моделей реалізовано у вигляді програм ЕОМ або тех. пристроїв. Ізолювану ф-цію, яка відтворює лише одну сторону досліджуваного процесу, можна змодельювати принципово різними способами. Така модель у кращому разі може правити на прообраз автомата, але не може довести тотожності механізму її функціонування з механізмом досліджуваного явища. Ліше модель, яка відтворює властивості досліджуваного об'єкта в багатьох аспектах, має достатню ймовірність того, що механізми об'єкта й моделі збігаються. Літ. Вратко А. А. [та ін.], Моделювання психической деятельности. М., 1969 [бібліогр. с. 357—382]. Соколов В. М. Механизмы памяти. М., 1969 [бібліогр. с. 169—175]. Штеябуз К. Автомат и человек. Пер. с нем. М., 1967 [бібліогр. с. 451—483].

Б. Т. Голованюк, С. Я. Заславский, Н. О. Юансов-Муромский.

МОДЕЛЮВАННЯ ПРОЦЕСІВ РОЗПІЗНАВАННЯ І НАВЧАННЯ РОЗПІЗНАВАННЯ НА ЦОМ — спосіб дослідження різних властивостей алгоритмів розпізнавання й навчання розпізнавання, за якого досліджувані алгоритми реалізуються у вигляді програм для універсальних цифрових обчислювальних машин. Моделювання з оск. експеримен-

тальним засобом для перевірки правильності перших положень і висновків теорії розпізнавання образів. Позитивні результати моделювання дають змогу переходити до конструювання розпізнавальних систем, що реалізують досліджувані алгоритми. В практиці сучасного розпізнавання образів моделювання використовують, напр., під час реалізації процесів навчання читаючих автоматів (зокрема, коли вибирають аталони для читаючих автоматів кореляційних), під час розпізнавання мовних сигналів або коли аналізують різні схеми перцептрона. Порівняно з іншими способами дослідження (напр., прийом макетування розпізнавальної системи) моделювання має ряд переваг. Завдяки йому, зокрема, можна легко переходити від одного типу досліджуваного алгоритму до іншого, порівнювати різні алгоритми в ідентичних умовах на одному й тому самому розпізнаваному матеріалі, відслідковувати вплив змодельованих алгоритмів у процесі дослідження, оцінювати кожну окрему ланку тех. характеристик функціональних блоків розпізнавальної системи та вплив її на надійність розпізнавання (щоб виробити раціональніші шляхи до них), визначити, якою мірою прийнятні матем. моделі об'єктів розпізнавання адекватні реальним сигналам. Доцільно розрізняти два можливі підходи до моделювання: при одному підході моделюються водночас і алгоритми, і самі розпізнавані сигнали (тобто дослідження приводиться в ідеалізованих умовах, на «модельних» наборах описок), при іншому — інформацію для розпізнавання й навчання розпізнавати з реальні сигнали. В цьому випадку треба, щоб ЦОМ була оснащена тех. засобами для введення значень реальних сигналів. Такими засобами можуть бути, напр., скануючі пристрої для кодування оптичних зображень та пристрої для кодування мовних сигналів.

Системи моделювання, орієнтовані на розпізнавання певної категорії сигналів (напр., оптичні зображення, діагностичні вимірювання в техніці чи медицині, мовні сигнали), умовно можна поділити на дослідницькі системи широкого профілю й вузько спеціалізовані системи. Системи широкого профілю призначені адекватного для вивчення робочих характеристик і порівняльного аналізу різних алгоритмів у межах певних класів задач розпізнавання й навчання розпізнавати, для оцінки впливу різних обмежень, що їх накладають на розпізнавані сигнали і частково вибірки сигналів, дослідження матем. моделей об'єктів розпізнавання. Треба, щоб у таких системах моделювання були: пристрої, що здійснюють кодування і введення в ЦОМ значень різних ознак розглядуваних сигналів, засоби оперативного зв'язку дослідника з системою, за допомогою яких можна втручатися в роботу модельованого алгоритму, коректувати його, базуючись на проміжних результатах, і представляти ці результати в зручній для дослідника формі (напр., графічній); розвинуто матем. забезпе-

печення (у вигляді стандартних підпрограм), за допомогою якого можна здійснювати осн. процедури обробки й розпізнавання сигналів, заданих у вигляді масивів числових значень ознак. Проблема створення ефективного математичного забезпечення ЦОМ дослідницької системи моделювання широкого профілю збігається, врешті-решт, із проблемою створення спеціалізованих алгоритмічних мов, орієнтованих на моделювання. Вузько спеціалізовані системи моделювання призначені для перевірки робочих характеристик одного конкретного алгоритму за великих масивів реальних сигналів. За допомогою таких систем можна програмно дослідити вплив можливих похибок апаратури проектованої розпізнавальної системи, оцінювати допустимі відхилення характеристик розпізнаваних сигналів (напр., якості друкування для читаючого автомата). На відміну від системи моделювання широкого профілю авідний пристрій вузько спеціалізованої системи має забезпечувати значну швидкість введення в ЦОМ великих масивів значень ознак розпізнаваних сигналів у вигляді, найближчому до прийнятого в проектуванні розпізнавальної системи. Напр., коли моделюють конкретний читаючий автомат, таким авідним пристроєм може бути блок подавання документів і сканування знаків, взятий від реального автомата і доповнений відповідними елементами, що кодуєть значення ознак для введення в ЦОМ.

Г. Д. Гімелфарб, В. І. Рубен
МОДЕЛЮВАННЯ ПСИХІЧНИХ ФУНКЦІЙ - спрямоване на розкриття програми поведінки людини інформаційне моделювання психічних процесів, яке задовольняє до побудови формалізованих моделей психічних функцій. М. п. ф. ведуть у двох напрямках: структурно-системному, який базується на даних нейрофізіології й психології, та в напрямку *програмування серйозного* — моделювання, при якому мозок розглядають як чорний ящик і його діяльність описують у вигляді системи окремих інформаційних актів, що відбуваються за певними алгоритмами.

М. п. ф. ґрунтується на твердженні, що виконання інформації мозком і в ході щуттєвого пізнання й під час абстрактного мислення поняттями відбувається в процесі відображення мозком зовн. і внутр. середовища у вигляді створення внутрішньомозкових моделей. Психіологічний субстрат мозкових моделей багато в чому ще не ясний, але матеріально їхньою основою є, без сумніву, кірко-підкіркові структури. Процес моделювання у вищих органах здійснюється не шляхом пасивного відображення, а в ході орієнтовно-пошукової діяльності, при активному відбиранні інформації. Відбирання інформації для побудови необхідної стратегії й тактики поведінки створює можливість діяти прозорою. Моделювальний характер рефлексивної діяльності доведено експериментально. Узагальнення обширного матеріалу психології й фізіології вищої нервової

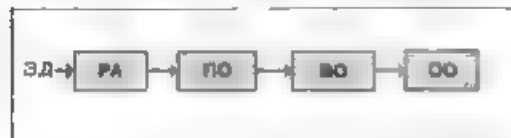
діяльності дає змогу прийти до висновку, що робота мозку як інструмента динамічного інформаційного моделювання базується на чому: утворення внутрішньомозкових моделей відбувається в результаті переробки інформації, перекодування її з нижнього у вищий код за законами ізоморфного відображення, при порівнянні природжених або лабутих у ході онтогенезу моделей з позовиникливими, коли сигнали надходять у мозок. Моделювання відбувається при циркуляції інформації по «функціональній системі: кора — підкіркові утворення, периферія — центр. Створення моделей у мозку веде до аменшення ентропії; внаслідок заходження інформації в мозок збільшується впорядкованість і аменшується невизначеність у цій системі. Робота мозку ґрунтується й на ймовірнісному прогнозуванні й забезпеченні найменшої взаємодії центрів, коли задання системи в даній ситуації полягає в тому, щоб мінімізувати аферентацію. Формалізовані моделі психічних функцій реалізують у вигляді програм для ЦОМ. Тепер створено програми, які моделюють процес *введення теорем* на ЕОМ, програми в галузі планіметрії й алгебри, створення музики, прийняття рішень людиною, гру в шахи та ін. ігри, постановки діагнозу, декодування шифру та визначення авторства літературних творів.

К. О. Іванов-Миромєський.

МОДЕЛЮВАННЯ СЕНСОРНИХ СИСТЕМ — побудова та дослідження математичних і фізичних аналогів відділів сенсорних (відчувальних) систем та біологічних систем у цілому. М. с. с. дає змогу встановити кількісні характеристики їхньої роботи, визначити залежність відділів аналізаторів та виявити динаміку реакцій біол. системи або динаміку процесу навчання її при зміні зовн. діянь і при різних внутр. станах. Сенсорні, або аналізаторні, системи є осн. каналами зв'язку людини з навколишнім середовищем. Деякі клітини, розітні на зовн. поверхні тіла тварин, у процесі еволюції набули здатності сприймати певні різноманітні зовн. подразнення, які діяли на організм. Ця різноманітність обумовила спеціалізацію аналізаторів.

В організмі розрізняють п'ять сенсорних систем, зв'язаних з п'ятьма органами щуттів: зором, слухом, дотиком, нюхом і смаком. На роботу всіх аналізаторних систем впливає вестибулярний апарат. Хоч у ф-ціях і будові аналізаторів є значні відмінності, проте є й дещо загальне. Спостережувана структурна «поверховість» сенсорних систем пов'язана з функціональними особливостями обробки інформації. Мають, кожний структурно виділений «поверх» систем несе своє функціональне навантаження. Спрощену схему «поверхової» організації сенсорної системи показав на мал. Різноманітні зовнішні діяння (ЗД) за допомогою рецепторного апарату (РА) перетворюються в нервовій сітці первинної обробки інформації (ПО), структурно розширеної поряд з рецепторами. Потім іде одна

(в зоровому аналізаторі) або кількя (в слуховому аналізаторі) підіркових структур, які проводять штовтну обробку інформації з метою виділення деяких узагальнених ознак (ВО), відповідних даному наборові зовнішніх дій. У кіркових структурах мозку здійснюється синтез образу (СО) зовн. середовища, відповідного даним системі узагальнених ознак. Синтезований образ являє нейрофізіол. модель образу зовн. середовища. Нейрофізіол. модель виробляється в процесі навчання, вона може запам'ятовуватись



Спрощена блок-схема «поверхової» організації сенсорної системи.

і потім, на вищих «поверхах», класифікувати з моделями інших образів, напр., у процесі асоціативного мислення брати участь у виробленні рухової або мовної реакції організму, яка є відповіддю на дію навколишнього середовища, або використовуватись у процесах керування внутр. сферою організму.

Будь-яка сенсорна система включає в себе рецепторний апарат і ряд послідовних перетворень, пов'язаних між собою нервовими волокнами. Імпульси збудження, які виникають у рецепторах і які зв'язані з перетвореннями зовн. діяції різних модальностей, по нервових волокнах передаються до підіркових, а потім до кіркових центрів мозку. Загальноприйнятною вважають таку схему перетворення інформації в аналізаторній системі. Рецепторний апарат перетворює різні дії (світло, тепло, тиск, прискорення, звуку і т. п.) навколишнього середовища на специфічні розряди нервових імпульсів. Відмічено, що частота цих розрядів може нести інформацію про амплітуду зовн. подразнення, швидкість її зміни і (або) інтегр. діяння подразника. Збудження рецепторної клітини W часто визначається лінійною сумою цих складових зовн. подразника x :

$$W = \alpha x + \beta \frac{dx}{dt} + \gamma \int x dt,$$

де α , β , γ — коеф., які визначають властивості даної рецепторної клітини. Якщо з кожний момент часу збудження перевищує поріг рецепторної клітини ($W > W_n$), то клітина посилає імпульси далі, в наступні за рецепторним апаратом нервові утворення. Наведене вище співвідношення при різних значеннях коеф. дозволяє охопити роботу клітин, які спеціалізуються на аналізі амплітуди подразнення та швидкості зміни амплітуди.

Для оптимізації прийому рецепторним апаратом сигналів зовн. середовища організм використовує спец. механізми настроювання. Сигнал, що надходить ззовні, приводить у дію систему м'язів, пов'язану з цим рецептор-

ним апаратом. Система м'язів орієнтує рецепторний орган або все тіло в цілому відносно джерела енергії. Крім того, настроювання може змінювати кількість енергії, що надходить на рецептор (напр., діафрагмування зіниці ока), а також здійснювати стеження за джерелом енергії. Стан апарата настроювання за допомогою м'язових рецепторів передається в його аналізатор і використовується для вимірювання просторових параметрів джерела енергії.

Первинна обробка інформації відбувається в нервових (гангліозних) клітинах рецепторного апарата аналізатора. При такій обробці загострюються просторові та часові границі дії подразника, виділяються просторовий контур зовн. образу, динамічні параметри подразника, змінного в часі, тощо. Усі властивості подразника відбиваються на частоті імпульсації відповідних рецепторних клітин.

При первинній обробці інформації замкаються спец. нейронні механізми концентрації уваги (зосередження), що їх приводить у дію кірковий відділ аналізатора. Концентрація уваги дозволяє виділяти й підсилити саме ту інформацію, яка цікавить організм, який сприймає цей сигнал. Виділення узагальнених ознак, властивих тільки даному подразнику, відбувається, очевидно, в підіркових центрах аналізатора. Саме тут, мабуть, відбувається просторово-часова селекція образів, яка дозволяє біосистемі розрізняти та класифікувати їх. Механізми роботи підіркових центрів складні, вивчені мало, і їх поки що важко пояснити. Тому важливе значення мають евристичні методи описування цих процесів.

Кіркові відділи аналізаторів, як вважають, відповідають за синтез (за виділенням в підіркових центрах узагальненими характеристиками) образів зовн. середовища. При цьому збудження відповідних нейронних структур кіркового відділу, які представляють нейрофізіол. модель образу, біосистема (людина) ототожнює з усвідомленням зовн. образу. Важливу роль у цих процесах відіграють різні моделі образів навколишнього середовища та аналізу образів, що утворюються раніше. Керування мисленням і вмиканням моделей здійснюється внаслідок поширення збудження й гальмування, утворення домінуючих осередків посилення й гальмування. Кіркові відділи аналізаторів у свою чергу утворюють складну ієрархічну структуру, заповнену нейрофізіол. моделями навколишнього світу. У відповідності з принципом абстрактнішого аналізу сприйняття зовн. світу кожний моделі вищого «поверху» відповідає якась множина моделей нижчого «поверху».

Взаємодія аналізаторів, що відбувається в кіркових і підіркових структурах мозку, дозволяє за відповідною реакцією біосистеми судити про правильність усвідомлення зовн. образу, послідовності образів тощо. Внаслідок такої взаємодії відбувається формування умовних рефлексів, утворення складних

реакції біосистеми в режимі навчання, перенавчання, адаптації та ін. Маючи змогу спостерігати впливи на вихід рецепторного апарата аналізаторної системи та відповідні реакції біосистеми, можна охопити аналізаторну систему або групу аналізаторних систем з двох боків. Таке вивчення, сумішене з детальним дослідженням рецепторного апарата й фізіологією, моделюванням нейронних сіток, допоможе одержати відповіді на багато питань, пов'язаних з роботою аналізаторних систем.

М. с. с. охоплює побудову моделей можливо з розглянутих структурних «поверхів». Найлегше моделювати процеси перетворення фіз. величин на специфічний нервовий код, тобто моделювати рецепторний апарат. Це пояснюється відносною простотою фіз.-хім. реакцій у рецепторах, можливістю одержувати надійні експериментальні дані й використовувати апарат класичної математики для побудови адекватних моделей математичних (див. *Моделі нервової системи*).

Побудова моделей роботи сіток першій обробки інформації пов'язана з вивченням нейронних сіток. Ведеться моделювання сіток в досить простих (формальних) моделях нейронів на цифрових машинах, вивчення принципів первинної обробки інформації на сітках, побудованих з фіз. моделей нейронів з різними властивостями. Це дозволяє встановити принципи загострення контрасту, виділення меж образу, селекції рухомих об'єктів, вимірювання різних часових та просторових властивостей об'єктів.

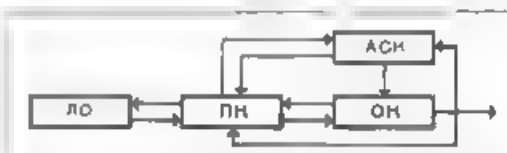
Створювати моделі роботи підкіркових та кіркових вузлів сенсорних систем дуже складно. Тому розвиваються евристичні моделі мислення, емоцій і поведінки, побудовані на різних системах початкових гіпотез, і моделі, пов'язані з тех. задачами розпізнавання образів. Розвиваються й евристичні моделі «поверхової» обробки інформації, відомі спроби моделювати роботу нейронних сіток із складних елементів, які включають досить велику сукупність нейронів, що виконують одну функцію. За критерій корисності евристичної моделі править збільшення кількості задач або спрощення алгоритму (програми) розв'язування якоїсь типової задачі. Моделювання аналізаторів як систем сприйняття й переробки інформації є однією з важливих задач психології інженерної.

Ю. Г. Антонович А. В. Котова.

МОДЕЛЮВАННЯ СИСТЕМ «ЛЮДИНА — МАШИНА» — побудова й аналіз математичних або фізичних аналогів досліджуваної системи чи елементів її. Предметом моделювання можуть бути й системи, що реально існують, і системи, що їх ще треба конструювати. Для визначення характеристик і раціональних способів конструювання їх застосовують моделювання. Модельний експеримент як засіб дослідження дає змогу відтворювати й вивчати системи, над якими важко або економічно не вигідно проводити прямий експеримент. Вивчаючи проблему

«людина — машина», застосовують різні види моделювання: математичне, фізичне, предметне, за допомогою обчислювальних машин та ін. На мал. зображено блок-схему типової системи «людина — автомат — об'єкт», а в таблиці наведено різні варіанти моделювання її. Таблицю складено з урахуванням, що пульти керування (ПК) передає інформацію між елементами системи, не спотворюючи її.

У таблиці прийнято позначення: ЛО — людина-оператор, АСК — автомати системи керування; ОК — об'єкт керування; М —



Блок-схема системи «людина — автомат — об'єкт».

математичне. Ел — електронне, Пр — предметне моделювання. Матем. модель системи «людина — машина» (в табл. — 1-й рядок) будують за допомогою матем. опису, в якому адекватно відображаються властивості, що їх виявляє система в різних умовах. Цей опис, що його супроводять інтерпретація елементів опису й зазначення відповідності між експериментально виявленими властивостями системи чи її елементів й властивостями опису, і є моделлю системи й відображає в матем. формі існуючі залежності, зв'язки й закони. Людину-оператора в цьому разі подають, наприклад, у вигляді *передвальної функції*, використовуючи апарат диференціальних рівнянь, методів *імовірностей теорії* та *математичної статистики*, абстрактної алгебри, матем. логіки тощо. За допомогою матем. моделей можна подати поведінку системи під впливом різних факторів середовища, пошукати, розподілу ф-цій між людиною та автоматами й визначення критеріїв роботи систе-

Вид моделювання	Модельовані елементи системи	Елементи, що їх використовують без моделювання
1	ЛО, АСК, ОК	М, Ел, Пр + Ел
2	ЛО	Ел
3	АСК	Ел, Пр, Ел + Пр
4	ОК	Ел, Пр, Ел + Пр
5	ЛО, АСК	Ел, Пр, Ел + Пр
6	ЛО, ОК	Ел, Пр, Ел + Пр
7	АСК, ОК	Ел, Пр, Ел + Пр
		АСК, ОК ЛО, ОК ЛО, АСК ОК АСК ЛО

ми (надійність, точність, швидкодія та ін.). При цьому визначають умови, параметри й критерії якості роботи осн. елементів системи: вимоги до об'єкта керування як до елемента системи, кількість і вид допоміжних пристроїв, необхідний і достатний для нормального функціонування системи обсяг інформації, яку виведено за пульти керування, вимоги до

персоналу тощо. Так, для опису роботи системи керування замкненої в термінах теорії автомат. регулювання було запропоновано матем. модель людини-оператора, що подає її у вигляді системи регулювання з такою передавальною ф-цією.

$$W(p) = e^{-p\tau} \frac{T_0 p + 1}{(T_0 p + 1)(T_p p + 1)}.$$

де T_0 — коеф. форсуючої ланки; T_0 — коеф. інтегровальної ланки, зумовленої інерційністю обробки оператором вхідної інформації та прийняття рішення; T_p — коеф. інтегровальної ланки, зумовленої первово-м'язовою затримкою оператора; τ — час запізнення людини-оператора. Ця ф-ція визначає залежність величини рухової реакції оператора від величини розузгодження між потрібним і наявним станами об'єкта (відношення першої до другої). Далі цю модель уточнювали, доповнювали й використовували для вивчення конкретних систем і розробляли методи одержування оптим. динамічних властивостей оператора в системі ручного керування. Для цього вводили коректуючі ланки, щоб одержувати передавальну ф-цію керуваної системи, подібну до передавальної ф-ції пропорційної ланки. Пропонує, в. і передавальні ф-ції, для побудови яких використовували інший матем. апарат, зокрема гармонічний аналіз і теорію ймовірностей. Для електронного М. с. сл. — м. в. використовують великі можливості обчисл. техніки. Будували моделі таких об'єктів керування, як мартенівський цех, космічний корабель, підводний човен тощо. Для моделювання людини-оператора, чия передавальна ф-ція містить у собі лише форсуючі та інтегровальні ланки, можна використовувати аналогову обчислювальну машину (АОМ). Якщо ж треба врахувати й час реакції або коли використовують інший матем. апарат описування, то застосовують цифрову обчислювальну машину (ЦОМ). Електронне моделювання дає змогу перевіряти правильність різних матем. моделей та уточнювати їх, вносити потрібні зміни, й легко здійснювати зв'язок з елементами системи, моделюванням за допомогою ш. засобів. Внаслідок різноманітності елементів системи часто застосовують мішане моделювання. В цьому разі одні елементи зручніше моделювати за допомогою обчисл. машин, інші — предметним моделюванням, а ще інші — й зовсім не моделювати. Приклад такого моделювання наведено в 2-му рядку таблиці. 3-й варіант моделювання системи здійснюють для визначення обсягу й виду автоматизації, яка доповнює оператора, для забезпечення якісного керування об'єктом і для випробовування експериментальних зразків автомат. системи керування та її вузлів.

Вивчаючи об'єкт з точки зору можливості застосування системи «людина-автомат», яка вже існує (частини системи «людина-машина»), і випробовуючи дослідний зразок об'єкта чи агрегатів системи, використовують 4-й

варіант моделювання (див. табл.) 2-й, 3-й і 4-й варіанти моделювання використовують для аналізу окремих елементів системи. Ці три варіанти пов'язані з синтезом окремих систем — «людина — автомат», «людина — об'єкт» і «автомат — об'єкт». При цьому з'ясовують питання щодо розподілу ф-цій між людиною-оператором і автоматами, визначають ансамблі контрольованих параметрів, уточнюють вимоги до персоналу та випробовують дослідні зразки елементів системи. Варіант моделювання 7-й (у табл.) використовують при розробці й створенні навчальних макетів, тренажерів і апаратури для професійного добору й діагностики стану оператора. Навчальні макети, призначені унаочнювати принципи роботи осн. вузлів і агрегатів об'єкта керування та автоматики, створюють здебільшого за допомогою предметного, фіз. моделювання. Коли конструюють тренажери, створюють моделі, які відображають не тільки характеристики, зв'язки й закони керування реальної системи, а й обстановку, в якій доводиться діяти операторові, розв'язуючи завдання керування об'єктом, при цьому широко використовують окремі елементи й конструкції моделюваної системи.

Моделі, що їх використовують для професійного добору, імітують основні риси діяльності оператора. Вони призначені виявляти здатності людини опановувати необхідні навички (діагностика навчальності). Контроль за станом оператора здійснюється за допомогою спец. моделей системи керування (або ситуацій, що виникають у них), які допускають замірювання параметрів діяльності, що відображають рівень працездатності оператора. Спосіб вивчення погіршень стану оператора дає змогу своєчасно знявати заходів, щоб запобігти аварії з людиною персоналу. Див. також *Психологія інженерна*.
Лит. Чавчавадзе В. В. Гельман О. Я. Моделирование в науке и технике. М., 1966. Система «человек и автомат». М., 1973. Проблемы инженерной психологии, в. 4. Л., 1966. Проблемы инженерной психологии. М., 1967. [Бібліогр. с. 185]. Вопросы биомех. М., 1967. Вопросы теории и практики. М., 1969. [Бібліогр. с. 188—190].

Ю. Г. Антомонов, В. С. Кабылин,
В. В. Павлов.

МОДЕЛЮВАННЯ СПРИЙНЯТТЯ — створення формальних та фізичних (біологічних) моделей процесу сприйняття (перцепції), тобто нервово-психічного процесу, який відбувається при пізнанні біологічними об'єктом предметів та явищ зовнішнього середовища.

Нервово-психічний процес сприйняття при М. с. розглядають як інформаційний. Схематично його розбивають на такі етапи: первинне перетворення в рецепторах (нервових закінченнях) сенсорної системи, де відбувається розкладання образу на елементарні складові (виділення елементарних ознак); аналіз у середній ланці аналізатора (органе, який аналізує подразнення), де виробляються вторинні ознаки, та вищий аналіз і синтез образу в кірковому відділі головного мозку (див. *Моделювання сенсорних систем*).

При аналізі принципів, які лежать в основі обробки сенсорної інформації та сиринняття, застосовують два різні експериментальні підходи. В одному з них використовують методи електрофізіології для вивчення процесів, які відбуваються в різних відділах аналізаторів на рівні окремих нейронів та ансамблів їх. Другий підхід оснований на психофізіол. методах. При такому підході реакцію або відповідь досліджуваного об'єкта R розглядають як функцію його особливостей P або функціонального стану, співвіднесених до заданої ситуації S . Поведінку R розглядають на різних рівнях (не і дія, а вербальна відповідь), ситуацію створюють фіз. стимул. Різні ситуації S_1, S_2, S_3 відповідають різні відповіді R_1, R_2, R_3 , відношення між якими виявляють особливості об'єкта. За апарат обробки править факторний та регресійний аналіз.

У М. с. як інформаційного процесу є три напрями: 1) Побудова біонічних розпізнавальних пристроїв (читаючі автомати, пристрої, які розпізнають візуальні об'єкти й мову, пристрої, які синтезують вербальну відповідь). При цьому широко використовують моделювання механізмів відкриття елементарних ознак і компресії інформації, тобто моделювання тих етапів перетворення інформації, які здійснюються в рецепторному та провідникових відділах аналізатора. 2) Алгоритмічне моделювання (евристичні програми розпізнавання ситуацій, збройних рішень, організації пам'яті тощо), тобто моделювання переважно функцій кінцевого відділу аналізатора. 3) Аналогове моделювання сенсорномоторних зв'язків, коли перцептивний і руховий аспекти дії не розділяються. Цей напрям обумовлено вимогами психологічної інженерної у створенні автомат. регуляторів з мінім. запізненням.

нейрофізіол. механізмів (латерального гальмування, рецептивних полів) приводить до ефективніших результатів. За перспективніше вважають моделювання розпізнавання образів на сітках з адаптивних нейронів, близьких за властивостями до біол. і моделювання деяких інтелектуальних дій. Дж. Веккер Л. М. Восприятие и основы его моделирования. Л., 1964. Братко А. А. It's in I. Моделирование психической деятельности. М., 1969 [616 логр. с. 357—382]. Miller B. Satellites will test advanced avionics. «Aviation week and space technology», 1964, v. 81, № 3. Експериментальна психологія Пер с франц. М., 1976.

Н. О. Іванов-Муромський, І. Д. Пономарьова, **МОДЕЛЮВАННЯ ФІЗИЧНЕ** — дослідження об'єктів (систем) на моделях фізичних, при якому досліджуваний процес (явище) відтворюють, зберігаючи його фізичну природу, або використовують аналогічне інше фізичне явище. Основною для М. ф. є методи подібності теорії, що ґрунтуються на аналізі розмірностей фіз. величин. Необхідною умовою при М. ф. є додержання геом. подібності оригіналу й моделі та відповідних масштабів для параметрів досліджуваного процесу (явища). Для цього натурні значення відповідних параметрів множать на постійну величину, що її називають масштабом моделювання, або коефіцієнтом подібності, який для мсх. параметрів є незалежним, а для похідних параметрів — залежить від основних.

Умовою здійснення подібності є рівність критерію — безрозмірних величин з комбінаційним значенням фіз. параметрів, що характеризують досліджуваний процес у натурі й на моделі. За характером досліджуваного процесу розрізняють види подібності, для яких розроблено відповідні критерії гідрравліч., електр., аеродинаміч. та ін. подібності. М. ф. доцільно застосовувати, досліджуючи такі складні системи, для яких або неможливо, або дуже складно дати досить точний матем.

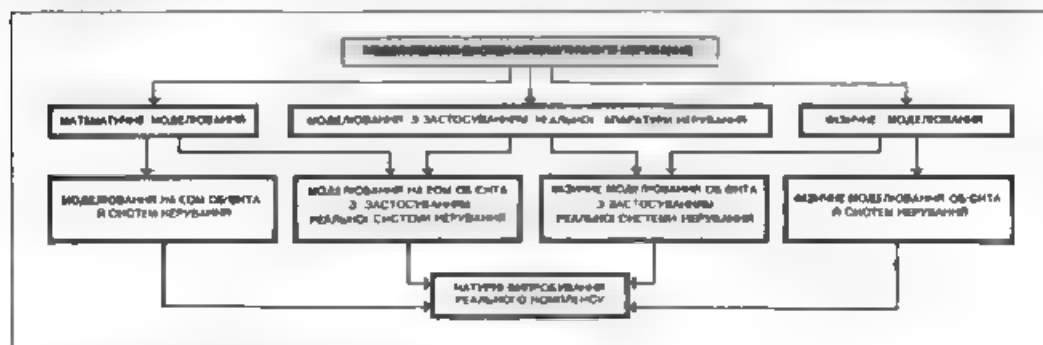


Схема моделювання систем автоматичного керування.

У перших біол. пристроях для розпізнавання образів (перспектив, Madalin — I, система «Альфа») використовували тільки деякі біол. принципи (напр., просторову сумарцію), що суті досить далекі від імітації механізмів біол. сиринняття. Використання конкретних

опис їхнього функціонування, а експериментально здобути потрібні для розв'язання задач автоматизації характеристики об'єктів у виробничих умовах неможливо без порушення експлуатаційних режимів технолог. процесів і устаткування, бо це в ряді

випадків неприпустиме (напр., коли досліджують роботу систем автоматики на граничних режимах в умовах великих збурень, наладжують схеми аварійного захисту тощо).

М. ф. складних систем, напр., електр., здійснюють за т. в. динамічних моделях, використовують спец. машини-моделі, що відтворюють осн. характеристики реальних елементів систем. М. ф. дає змогу відтворювати властивості систем автомат. керування (САК) повніше, ніж за *модельювання математичного*, що спирається, як правило, на ідеалізовані матем. описи об'єкта (див. *Модель математична*) й елементів системи й забезпечує можливість безпосереднього призначення до фід. моделі реальної вимірювальної та регулюючої апаратури без спец. перетворювальних пристроїв, які вносять додаткові похибки й спотворення. На мал. показано місце М. ф. в заг. схемі моделювання САК.

Метод М. ф. менш універсальний, ніж моделювання за допомогою ЕОМ, проте в деяких випадках він ефективний (коли досліджують нестационарні режими в регульованих енергосистемах, САК деяких агрегатів хім. і металург. виробництва й автоматики складних електроприладів та в аеродинаміці й буд. техніці, а інколи є єдиним можливим засобом (напр., при відрацьовуванні бортових САК космічних літальних апаратів), яким дає змогу досягти високого ступеня точності й надійності автомат. систем.

Лит Кириченко М. В. Михеев М. А. Моделирование тендерных устройств. М. — С. 1936 [б.б.листр. с. 317—320]. Энгельсман Л. С. Моделирование. М., 1952 [б.б.листр. с. 367—370]. Веккинов В. А., Иваница-Сметенская А. В. Финансовое моделирование электрических систем. М. — Л., 1956 [б.б.листр. с. 323—324].

МОДЕЛЮВАННЯ ЦОМ ІМІТАЦІЙНЕ — метод дослідження, який полягає в імітації на цифровій обчислювальній машині процесу функціонування схем, алгоритмів або структури проектованої машини для визначення правильності проекту та його якості. Визначення цих даних є одним з важливих завдань під час проектування обчислювальних засобів на різних рівнях проектування (див. *Автоматизація проектування ЦОМ*). Для цього використовують різні показники, які відображають в узагальненому вигляді потреби користувачів і затрати на розробку й виробництво обчисл. засобів. За приклади таких показників можуть виступити *швидкість ЦОМ*, затрати на устаткування, оснащення математичним забезпеченням, час безвідмовної роботи і т. д. Узагальнений показник якості ЦОМ представляють звичайно у вигляді лінійного функціоналу від окремих показників. Окремі показники складним чином залежать від набору внутрішніх характеристик ЦОМ, якими є її алгоритмічність, структурні й фід. властивості. До них можна віднести, напр., структуру зв'язків між *регістрами центр. процесора*, структуру й кількість каналів обміну інформацією між центр. процесором і зовнішнім обладнанням,

алгоритм керування обміном інформацією між оперативним і зовнішнім ЗП, часові характеристики пристроїв, розмір сторінок, кількість асоціативних регістрів, середній час *напряження на відмову* і т. ін. Такі внутрішні характеристики цікавлять скорше розробника, аніж користувача, причому багато з них мають імовірнісний характер. Аналіз впливу значень властивостей ЦОМ на показники якості в процесі проектування дає змогу уникнути помилок і оптимізувати проект. Найпоширенішими є такі два методи аналізу: *модельювання математичне* та імітаційне моделювання.

За математичного моделювання процес функціонування структури або схеми ЦОМ подається в межах тієї чи іншої аналітичної моделі, причому для дослідження структур і схем ЦОМ найширше використовують моделі детермінованих автоматів і автоматів імовірнісних, моделі масового обслуговування, ігрові моделі графів і т. д. Матем. моделі дають змогу визначити аналітичні залежності окремих показників якості від внутр. характеристик ЦОМ і це полегшує виконання аналізу варіантів проекту. Але використання методу матем. моделювання стримується тим, що рівень деталізації, за яким процес функціонування схеми або структури ЦОМ можна вкласти в рамки моделі математичної, часто не задовольняє проектувальника. Не менш жорстким обмеженням застосування цього методу є й недостатній рівень розвитку аналітичного апарату. Так, напр., майже ніяких результатів в *масового обслуговування теорії* одержано для найпростішого потоку заявок, але ж потіки заявок в обчислювальних системах, як правило, не описуються моделлю найпростішого потоку.

Сутність методу імітаційного моделювання полягає в розробці програмного алгоритму процесу функціонування структури або схеми ЦОМ з урахуванням обраного рівня деталізації та його випробувань для одержання потрібних внутр. характеристик структури або схеми. Цей метод дає змогу в принципі дослідити структури й схеми ЦОМ будь-якої складності й на будь-якому рівні деталізації. Водночас є очевидним й недія цього методу: на відміну від методу матем. моделювання, який дає змогу одержати аналітичні залежності показників від внутрішніх характеристик ЦОМ, одиночне випробування моделі може дати лише значення певного показника за заданими значеннями характеристик ЦОМ. Характерно, що одержання формульних або графічних залежностей показників від характеристик ЦОМ потребує багаторазових випробувань: розробка програм складних імітаційних моделей є трудомістким процесом. Зазначені зади використання методу імітаційного моделювання відображаються і в проблематиці осн. напрямів розвитку й використання цього методу: 1) в розробці стандартних прийомів представлення імітаційних моделей, 2) до-

слідженні ступеня подібності імітаційних моделей реальним об'єктам і 3) у розробці засобів автоматизації програмування, орієнтованих на задачі моделювання.

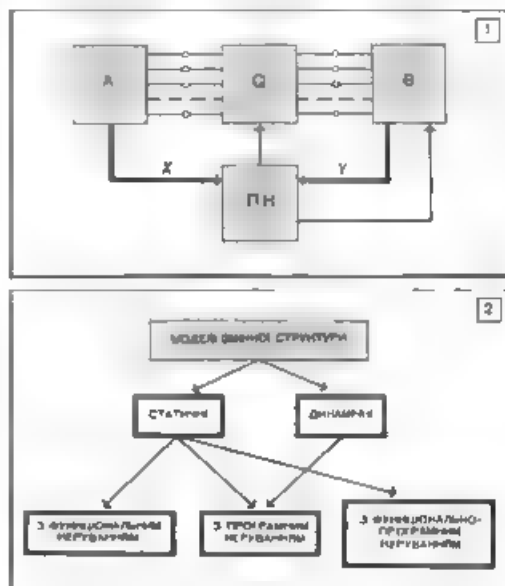
Стосовно до імітаційного моделювання структур і схем обчисл. засобів до першого напрямку належать задачі розробки моделей потоків вхідної інформації й типових моделей підсистем обчисл. машини, задачі використання матем. моделей як елементів імітаційних моделей, а також задачі перетворення імітаційних моделей для спрощення програм та збільшення їхньої швидкодії; другий напрям становлять задачі використання й обробки статистичного матеріалу, задачі дослідження відповідності імітаційної моделі реальному об'єкту на основі нагромадженого статистичного матеріалу; третій напрям становлять задачі розробки систем автоматизації програмування, орієнтованих на задачі моделювання. Останній напрям набув широкого розвитку.

Специфіка задач моделювання на різних етапах проектування дає змогу виділити, принаймні, два підкласи систем, орієнтованих на реалізацію системного й логічного моделювання. До першого підкласу належать системи, що мають розвинуті загальноалгоритмічні засоби, широкий набір засобів описування паралельно виконуваних дій та опис часових діаграм виконання процесів, а також розвинуті засоби збирання й обробки статистичного матеріалу. До систем програмування цього підкласу належать мови програмування СИМУЛА, GPSS, СИМСКРИПТ і СЛЕНГ. Вхідні мови зазначених систем, за винятком GPSS, є підмножинами процедурно-орієнтованих мов програмування (напр., АЛГОЛ-60 або ФОРТРАН), розширеними засобами динамічних структур даних, операторами керування квазіпаралельними процесами, спец. засобами збирання статистики й засобами обробки списків. Зважаючи, що цей арсенал засобів дає змогу вести статистичні дослідження моделей, то системи моделювання 1-го підкласу іноді наз. системами статистичного моделювання. До 2-го підкласу належать системи, що дають змогу зручно й стисло відобразити логіку й топологічні особливості схем, які мають засоби роботи з частинами слів, засоби перетворення форматів, а також засоби записування мікропрограм. До цього підкласу систем належать мови програмування ЛОТІС, ЦИМОД, АВТОКОД та ін. За своїми можливостями ці мови наближаються до таких алгоритмічних мов, як ЛЯПАС і АЛОС.

Літ. Примієння: *Вычислительные машины для проектирования цифровых устройств* М., 1968 [бібліогр. с. 252-254]; Глушков В. М. (та ін.) СЛЕНГ — система программирования для моделирования дискретных систем. К., 1969 [бібліогр. с. 412-413].
В. В. Литвинов.

МОДЕЛЬ ЗМІННОЇ СТРУКТУРИ — модель, структура якої змінюється в процесі моделювання якогось об'єкта (при цьому структура й параметри модельованого об'єкта можуть бути постійними). М. з. с. належать

до класу алгоритм. моделюючих пристроїв. Розв'язування задач на таких моделях забезпечується виконанням послідовних операцій, на які поділяється процес пошуку, а керування роботою окремих блоків і вузлів моделі здійснюється відповідно до цього поділу. Така побудова моделюючих пристроїв дає змогу значно збільшити їхні функціональні можливості, а в ряді випадків — істотно спростити їх. Кожна М. з. с. складається з таких осн. функціональних частин (мал. 1): А — багатополосник постійної структури,



1. Блок-схема моделі змінної структури.

2. Класифікація моделей змінної структури.

що містить інформацію про розв'язувану задачу; В — багатополосник, що його структура й параметри можуть змінюватися в часі. Багатополосники А та В в процесі розв'язування задачі з'єднуються за допомогою ключової матричної схеми Q відповідно до алгоритму, що його задає пристрій керування (ПК). За принципом одержання розв'язку М. з. с. можна поділити на статичні й динамічні (мал. 2). У статичних М. з. с. розв'язок одержується в результаті послідовного виконання окремих матем. залежностей, що становлять заг. алгоритм пошуку. Щоб реалізувати матем. операції за командами ПК, формують моделі постійної структури. Розв'язок можна одержати, виконавши один або кілька циклів зрівноважування. Ні відміну від статичних М. з. с., а динамічних задач й модельовані рівняння еквівалентні лише в режимі змінювання структури моделі відповідними комутаціями. Розв'язок задачі одержують як певний усталений періодичний процес циклічних черемканням зрівноважувального елемента. Як запам'ятовувальний елемент у

таких моделях використовують конденсатори, тому треба, щоб процес зрівноважування був неперервним, бо інакше досягнутий розподіл струмів і напруг почне змінюватися внаслідок розряджання запам'ятовувальних конденсаторів.

Залежно від способів керування параметрами ключової матриці Q М. з. с. поділяють на моделі в функціональним, програмним і функціонально-програмним керуванням. У моделях в функціональним керуванням момент переходу з одного структурного стану в інший у процесі пошуку розв'язку залежить від ступеня виконання окремих матем. операцій із заданою точністю. Реалізуюваний алгоритм пошуку містить логічні операції умовного переходу, які й формують команди перемикачів. Ключова матриця такої моделі в ф-цією аналогових змінних $Q = Q(X, Y)$. У моделях в програмним керуванням моменти змінювання структурного стану не залежать від змінних X і Y , а блоки й вузли працюють за заздалегідь визначеною жорсткою програмою. Структура ключової матриці такої моделі в ф-цією часу $Q = Q(t)$, бо подороження ключових елементів і порядок комутації їх визначається заздалегідь, перед розв'язуванням задачі, й реалізується незалежно від величин і знаків, що їх вважують змінні у процесі розв'язування. Як правило, М. з. с. в програмним керуванням являє собою моделююче коло в циклічно змінюваною структурою, тобто структура моделі повторюється через певні проміжки часу. Способи реалізації програмного зрівноважування в М. з. с. можуть бути дуже різноманітні. Динамічні моделі допускають реалізацію ядра програмного ядра керування ключовою матрицею Q . В цьому разі найпоширенішим і найбільш дослідженим є спосіб координатного зрівноважування. Він полягає в тому, що в кожний момент часу лише одна компонента ключової матриці набуває значення «1» (ключ замкнено), а решта — дорівнює «0», що відповідає розімкненим ключам.

У заг. випадку алгоритм пошуку будувати так, що послідовність виконання частин матем. операцій для всіх циклів зрівноважування (ітерацій) встановлює заздалегідь, а порядок виконання їх операцій може змінюватися від ітерації до ітерації залежно від перебігу обчисл. процесу. В цьому разі $Q = Q(X, Y, t)$, а моделі такого роду наз. моделями в функціонально-програмним керуванням. Точність розв'язування задачі на М. з. с. залежить від принципів побудови таких моделей. Для статичних М. з. с. вона залежить від точності моделювання окремих матем. операцій, що становлять заг. алгоритм розв'язування, та від кількості циклів зрівноважування. Точність розв'язування на них може бути вв. триа, ніж на аналогових обчислювальних машинах. Динамічні машини мають принципово неусувану похибку, зумовлену неідеальністю запам'ятовування на конденсаторах. Цю похибку можна зменшувати, скорочуючи тривалість циклу зрів-

новажування та збільшуючи ємність запам'ятовувальних конденсаторів.

Лит. Пушков Г. Е., Борковский В. А. Принципы построения динамических цепей. «Теоретическая электротехника», 1984, № 1. (Пушков Г. Е. Методы анализа и синтеза квазианалоговых электронных цепей. К., 1987 (библиогр. с 380—384).) Пушков Г. Е., Борковский В. А. Динамическое моделирование в специализированной вычислительной технике — Грездов Г. И. Вопросы теории моделей временной структуры. «Математическое моделирование в теории электрических цепей», 1988, в. 6.

Ю. П. Косман

МОДЕЛЬ ЗОРОВОГО АНАЛІЗАТОРА —

1) математичний опис процесів приймання та перетворення інформації в зоровому органі (модель математична); 2) фізичний пристрій, що відтворює обробку сигналів подібно до того, як це відбувається в біологічному аналізаторі (модель фізична). До складу зорового біологічного аналізатора входять рецепторний апарат та ряд послідовних структур нервових клітин, зв'язаних між собою нервовими волокнами. Нервові клітини зорового аналізатора організовані в певні структурно-функціональні ансамблі — рецептивні поля. Рецептивні поля клітин нервових вузлів сітківки, а також нервові клітини підірковий структури — вони, хоча частіше тіла (ЗКТ) та кори мозку поділяють на три класи: такі, що реагують на змикання світла, реагують на вимикання світла й такі, що реагують на вмикання й вимикання світла. Встановлено, що рецептивні поля сітківки мають ще й властивість виявляти межі окулярої темної області, зміни освітленості, контрастну поверхню, яка вмикається або рухається. Рецептивні поля підірковий структури ЗКТ здійснюють подальшу обробку інформації, пов'язану з основним з виділенням деяких загальних ознак зорового образу. Рецептивні поля кори організовані складніше, ніж поля сітківки та ЗКТ. У зоровій корі є прості, складні й надскладні рецептивні поля, які відповідають за розрізнення форм, искривлості та кольору зорового образу, а також за формування класу образів при навчанні.

Досить повних матем. моделей, які б охоплювали одночасно перероблення інформації рецепторним апаратом, підірковими та кірковими структурами зорового аналізатора, поки що немає. Дослідження щодо моделювання зору можна поділити на кілька груп: а) моделювання діяння світлового сигналу на чутливі елементи зорових органів; б) моделювання руху ока під час переміщення об'єкта; в) моделювання інерції та іррадіації зору; г) моделювання відчуття кольору; д) моделювання виділення ознак та узагальнення ознак у зоровий образ. Осн. властивість зорового аналізатора, яку слід враховувати, будуючи модель рецепторного апарату, — наявність для зорової системи мінімуму порогової енергії подразнюючого стимулу. Зорове сприйняття дискретне в часі. У найбільш явному вигляді інерція та іррадіація зору виявляються, напр., у злитті частих світлових миготінь та злитті досить густо

ровміщених смуг різної яскравості. Побудовано матем. модель інерції та іррадіації зору на основі аналогії між зором та тепловими явищами. Ці властивості зору описують дифер. рівняннями 2-го порядку в частинних похідних. В основі моделювання руху ока при сприйнятті рухомих об'єктів лежить уявлення зорового аналізатора у вигляді *слідуючої системи*. Властивості зорового аналізатора можна з'ясувати за допомогою аналізу рефлекторних рухів ока, спричинених зміщенням точки фіксації. Цей аналіз дає змогу припустити, що фіксацію здійснює не поодинокий елемент сітківки, а група нечутливості, всі точки якої є рівноцінними для підтримання фіксації. Ряд моделей (фізичних і математичних) побудовано з припущенням про стрибкоподібність руху ока за мішенню. Така модель являє собою імпульсну слідуючу систему. В моделі, адатні описувати неперервні й дискретні рухи ока.

Основою моделювання кольорового зору є гіпотези про природу відчуття кольору. За трикомпонентною теорією кольорового зору світлочутливі елементи — палички — не розрізняють кольору, реагують тільки на яскравість, а кольоровий зір забезпечують колбочки. Інша модель кольорового зору заснована на припущенні про існування в сітківці тільки двох приймачів світла: колбочок та паличок. Припускають, що колбочки та палички відрізняються лише тим, що мають різні спектральні характеристики. Сигнал від колбочок іде по одному каналу, а від паличок — по другому. Кольоровий зір виникає в процесі одночасного передавання сигналів по обох каналах і сприйнятті цих сигналів вірковими структурами мозку.

Б спроба математично описати деякі процеси, що виникають у репентних полях сітківки ока, в детермінованому та стохастичному поданнях. З'явилися праці, автори яких намагаються розглядати процеси, що відбуваються в процесі зорового сприйняття, спираючись на *інформаційну теорію*. Побудовано моделі осн. операцій у зоровій системі й розглянуто з заг. теоретично інформаційних позицій багато явищ фізіол. оптики та психології зору. Докладно вивчаються нейронні сітки, пов'язані з роботою зорового аналізатора. Теор. дослідження щодо відображення ознак, узагальнення та розпізнавання образів, як правило, не мають на меті безпосередньо моделювати процеси в зоровому аналізаторі. Незважаючи на це, розроблюючи *алгоритми розпізнавання* відображують багато властивостей зорового аналізатора.

Лит. Глєзер В. Д. К характеристике глаза как следящей системы // Физико-математический журнал. 1959, т. 45, № 3; Кравков С. В. Цветное зрение. М., 1951. [Библіогр. с. 164—171]. Лидхемский В. К. Модель цветного зрения. Доклады АН СССР, 1960, т. 134, № 2; Глєзер В. Д. [] мы опознавания зрительных образов. М.—Л., 1966 [Библіогр. с. 189—202]. Шабаков-Кушаренко Ю. П., Рвачов В. Л., Мураженко А. Г. Математичні моделі зору. К., 1966.

А. Б. Котенок, А. О. Петров.

МОДЕЛЬ МАТЕМАТИЧНА — система математичних співвідношень, які описують досліджуваний процес або явище. Для створення М. м. можна використовувати будь-які матем. засоби — мову дифер. або інтегр. рівнянь, *моделі теорію*, абстрактну алгебру, *логіку математичну*, *імовірностей теорію* тощо. Процес створення М. м. наз. *моделюванням математичним*. Це найзагальніший і найуживаніший у науці, зокрема в кібернетичній, метод досліджень.

МОДЕЛЬ НЕРВОВОЇ КЛІТИНИ — а) *математична* — система рівнянь, розв'язок якої описує активність клітини, б) *фізична* — технічний пристрій, що відтворює певні властивості, характерні для оргізму. Робота клітини дуже складна, бо пов'язана з молекулярними процесами в ній, потоками різних іонів через мембрану і синаптичними подраженнями (див. *Збудження клітини теорія* і *Біологічні системи*). Вона полягає в генеруванні специфічних імпульсів — потенціалів дії — у відповідь на подраження. Імпульсна активність клітини характеризується детермінованою складовою, що відображає перетворення певних параметрів подраження на частоту розрядів, і випадковою складовою, пов'язаною зі спонтанною активністю клітини.

Осн. метою при побудові *моделей математичних* (статистичних) імпульсної активності *нейронів* є одержання теор. залежностей, що зв'язують параметри входних імпульсних послідовностей, які надходять на синапси нейрона, з його вихідною імпульсацією, тобто визначення способів перетворення вхідною інформації, що до нього надходить. В основі моделей вкладають уявлення про нейрон як пороговий елемент, який адієсний лінійне додавання місцевих постсинаптичних потенціалів (ПСП) та генерує потенціал дії, коли сумарний ПСП досягає порога. Для ряду моделей вважають, що випадковість властива не вхідному сигналові, а самому нейрону, тобто імпульсація, що надходить на нейрон, є детермінованою, а поріг нейрона флюктує випадково. Теорія збудження клітини, що відбиває детерміновану складову її активності, пов'язана з вибірковою проникністю клітинної мембрани до різних іонів. Під час першого імпульсу спочатку збільшується проникність її для іонів натрію; натрій входить усередину клітини, і потенціал мембрани може навіть змінювати свій знак. Повільніше наростає проникність для іонів калію. Проникність для іонів натрію в цей час зменшується і внутр. поверхня мембрани знову заряджається негативно по відношенню до зовнішньої.

Матем. модель збудження Ходжкіна — Хакслі визначає повний струм (I) через мембрану клітини через проникність по відношенню до іонів калію, натрію та ін. Записують її у вигляді:

$$I = c \frac{du}{dt} + E_h \pi^2 (u - u_h) +$$

$$+ \bar{g}_{Na} m^3 h (u - u_{Na}) + g_l (u - u_l);$$

$$\frac{dn}{dt} + (\alpha_n + \beta_n) n = \alpha_n;$$

$$\frac{dm}{dt} + (\alpha_m + \beta_m) m = \alpha_m;$$

$$\frac{dh}{dt} + (\alpha_h + \beta_h) h = \alpha_h; \quad (1)$$

$$\alpha_n = 0,01 (v + 10) \frac{1}{\frac{v+10}{10} - 1};$$

$$\beta_n = 0,125 e^{\frac{v}{80}};$$

$$\alpha_m = 0,1 (v + 25) \frac{1}{\frac{v+25}{10} - 1};$$

$$\beta_m = 4 e^{\frac{v}{18}};$$

$$\alpha_h = 0,07 e^{\frac{v}{20}};$$

$$\beta_h = \frac{1}{\frac{v+30}{10} + 1}.$$

де \bar{g}_h — провідність мембрани по відношенню до іонів калію; \bar{g}_{Na} — провідність мембрани по відношенню до іонів натрію; c — питома ємність мембрани, u — потенціал мембрани; v — асус мембранного потенціалу по відношенню до пераісного значення; u_h , u_{Na} , u_l — рівновагі потенціали для відповідних іонів, що їх відраховують від потенціалу спокою; α , β — коэф. дифер. рівнянь, n , m , h — додаткові безрозмірні змінні для точнішої апроксимації експериментальних даних.

Система рівнянь (1) дуже громіздка, і розрахунок потенціалу дії можливай лише на цифровій обчислювальній машині. Її можна модифікувати, якщо ввести між змінною натрієвої та калієвої провідності мембрани такий зв'язок.

$$\frac{dg_K}{dt} = k_1 g_{Na}; \quad (2)$$

$$\frac{dg_{Na}}{dt} = kv - a_1 g_{Na} - a_2 g_K;$$

де k_1 , k , a_1 , a_2 — відповідно коэф. розмірності й пропорційності.

З системою рівнянь (1) випливає, що зовн. подразнення діє незалежно на провідність мембрани по відношенню до іонів натрію й

калію, а з системою рівнянь (2) — що зовн. подразнення змінює провідність по відношенню до іонів натрію, а потім іонів натрію приводить у дію механізм зміни провідності по відношенню до іонів калію.

Першу і другу модель динаміки проникності мембрани можна застосувати для пояснення роботи одного або двох незалежних каналів мембрани. Зміну мембранної провідності для різних іонів покладено в основу матем. опису зміни мембранного потенціалу:

$$\frac{du}{dt} + \frac{1}{c} (g_K + g_{Na}) u = kv \quad (3)$$

Система рівнянь (2) та рівняння (3) дають можливість, змінюючи співвідношення провідностей на різних стадіях збудження, одержати характеристики форми потенціалу дії та особливості ритмики для нейронів різних типів і з різними видами адаптації. Система рівнянь (2) охоплює зміну мембрани нервового волокна при $a_1 = 2\sqrt{a_2}$, випадок фазичної реакції клітини при $0 < a_1 < 2\sqrt{a_2}$ та тоничної реакції клітини при $a_1 = 0$. Т. ч., різні адаптаційні властивості клітини визначаються динамікою іонних провідностей мембрани. Системі рівнянь (2) та рівнянню (3), в якому простіше описується робота нервової тканини, можна віддати перевагу перед системою рівнянь (1).

Нейрон в складних пристроях перетворення інформації. Вхідне коло нейрона перетворює частотно-модульовані дискретні вхідні послідовності у величину неперервно змінюваного потенціалу, який, у свою чергу, визначає частоту вихідної дискретної послідовності. У цьому разі нейрон виступає як дискретно-неперервно-дискретний перетворювач. З цього погляду він являє собою неперервний аналоговий пристрій, а дискретна форма сигналів служить для зручності передачі інформації по нервових волокнах від нейрона до нейрона (для збільшення точності роботи нейрона). Важливе значення для обробки інформації має амплітудно-частотна характеристика нейрона, що зв'язує величину збуджувального потенціалу з частотою виходу.

При конструюванні фізичних М. н. к. особ. увагу звертають на відображення в моделі ритмічних властивостей нейрона, властивостей просторово-часової сумарної та фаз рефрактерності.

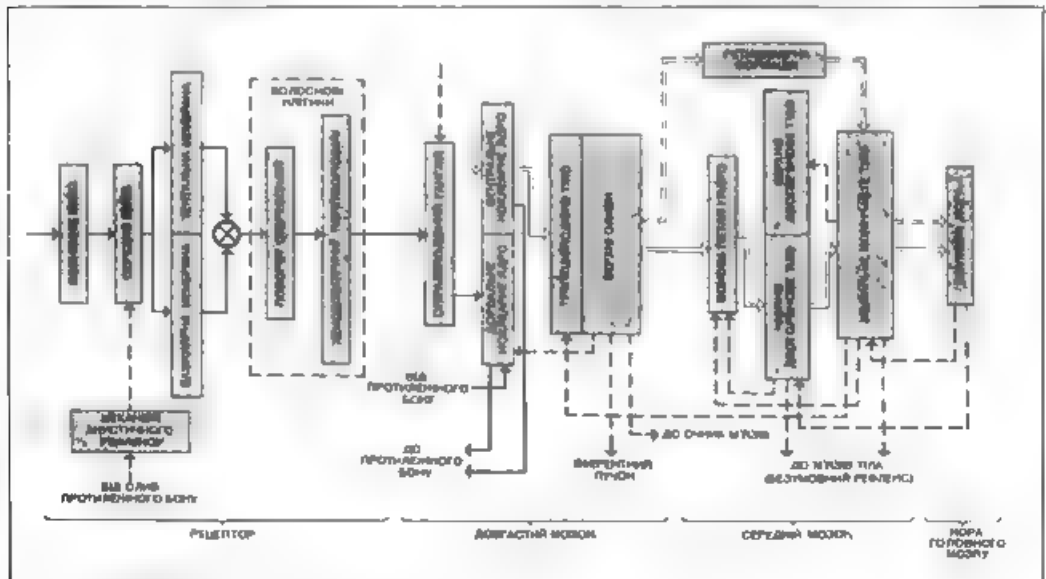
Фіз. моделі нейрона наз. по-різному: нейростор, арстром, симурон, адапін, нейромим, мемістор і т. п. Фізичні М. н. к. являють собою електронні пристрої, зібрані на лампах, вакуумно-вакуумних тріодах або тунельних діодах. Основу електронних моделей становлять, як правило, різні модифікації релаксаційних генераторів або мульти vibratorів. Недоліком моделей нейронів на електронних лампах є їхня громіздкість, що обмежує використання їх у сіткових структурах. Перспективнішими щодо цього є моделі нейронів.

виконамі на напівпровідникових тріодах та тунельних діодах. Основу таких моделей становить очікуваний мультимікатор. Вхідне інтегруюче коло здійснює просторово-часову сумування. Багато параметрів цієї моделі відповідають даним, що їх одержано в електрофізіол. експериментах. Розроблено також моделі нейронів, в основі функціонування яких лежать електрохім. процеси (хімострони).

Лит. Автожон Ю. Г. [та ін.]. Элементы теории нейрона К. 1966 [биол. с. 110 -112]. Ходоров В. И. Проблема возбуждения. Л., 1969 [биол. с. 289 -301]. Hodgkin A. L., Huxley A. F. A quantitative description of membrane current and its application to conduction and excitation in nerve. «The Journal of physiology», 1952, v. 117, No 4. Ю. Г. Антоносов, А. Б. Котов.

МОДЕЛЬ СЛУХОВОГО АНАЛІЗАТОРА — 1) математичний опис процесів перетворення інформації в органі слуху (математична модель); 2) фізичний пристрій, що відтворює обробку сигналів аналогічно до того, як така обробка відбувається у відділах біологічного аналізатора (фізична модель). М. с. а. дає уявлення про принципи організації аналізатора, і її практично застосовують для побудови біонічних пристроїв для аналізу та розпізнавання складних акустичних сигналів. Основу для моделювання аналізатора становлять результати фізіол. експериментів, узагальнення яких проводять до побудови обґрунтованої гіпотези про характер обробки сигналів біол. структурами аналізаторів.

5 відділів аналізатора, що складаються з однієї та багатомарових структур нейронів. Кожен відділ, крім висхідних аферентних шляхів, якими надходить інформація, має й кілька зворотних зв'язків під верхніми структурами (мал.), будучи, отже, інформаційним фільтром, робота якого регулюється згори. В роботі аналізатора велику роль відіграють механізми адаптації і настроювання на сигнал. Встановлено вибірковість реакції нейронів на частотні стимули, тому моделі нейронних сіток враховують просторовий розподіл частот в аналізаторі та підвищення вибірковості в міру висхідного аналізу. Структури з нейронів з боковими гальмівними зв'язками здатні підвищувати роздільну здатність аналізатора за частотою шляхом просторового диференціювання збудження. На цій основі виникла концепція «узори», яка ставить у відповідність кожному сигналові певну просторово-часову комбінацію «узори» збудження й гальмування нейронів у проєкційних ділянках слухової кори головного мозку. Матем. та електронне моделювання нейронних механізмів поки що охоплює перші два рівні нейронів (нейрони спірального ганглію та кохлеарних ядер). Оск. результати одержано на аналогових електронних моделях та шляхом розрахунків на обчисл. машинах. Найменше вивчено й змодельовано принцип часового аналізу сигналів слуховим ана-



Блок-схема слухового аналізатора.

Обробка слухової інформації відбувається в аналізаторі за кілька послідовних етапів. У рецепторному відділі аналізатора — завітку відбувається перетворення звукового тиску на просторово-часовий розподіл збудження рецепторних клітин, яке далі обробляється 12 — 14 шарами нейронних структур. 6 принаймні

лізатором. Наприкінці 60-х рр. для побудови моделей застосовували матем. апарат теор. кібернетики, зокрема, теоретико-інформаційні методи. Розрахунки інформаційних можливостей відділів аналізатора та зіставлення їх з фізіол. даними показали, що в міру висхідного аналізу кількість перероблю-

явної інформації зменшується, і на кожному рівні виділяють ознаки сигналів різної складності. На нижніх рівнях аналізуються прості характеристики типу частоти й інтенсивності, а на вищих провадиться синтез та пізнання образу й виробляються складні реакції. При моделюванні процесів синтезу та пізнання образів у слуховому аналізаторі нагромаджують на недостатність докладних фізіол. даних про діяльність окремих елементів слухової системи та складність організації багаторівневої системи аналізу. Тому існуючі моделі описують окремі процеси здебільшого на нижніх рівнях, тут відбувається уточнення ряду фізіол. фактів, нагромаджуються матеріали щодо часової орг-ції слухового аналізу. Розвиток моделювання слухового аналізатора пов'язаний з розв'язанням складної проблеми розпізнавання образів, зокрема слухових, мовного керування машинами та механізмами, створення нових систем зв'язку та автомат. програмування й перекладу.

Лит. Лабутин Б. К., Молчанова П. С. Слух і аналіз сигналів. М. 1967 [бібліогр. с. 79]. Гершун Г. П. (та ін.) Семантические преобразования афферентного потока на нейронах слуховой системы. В кн. Семантические процессы. К. 1968. Цолян Н. В. Моделирование нейронных структур. М. 1970 [бібліогр. с. 241-258]. Дольговский В. А. Первичное преобразование информации в слуховой системе. Дольговский В. А., Пономарев И. Д., Целков Г. В. Анализ структурной и функциональной организации сенсорных систем. В кн. Информатические аспекты в научных работах мозга. М., 1978; Флажарска Дж. Л. Анализ, синтез и восприятие речи. Пер. с англ. М., 1984 [бібліогр. с. 378-392].

МОДЕЛЬ «СМИСЛ→ТЕКСТ» — модель системи автоматичного перекладу в одній мові на іншу, що є водночас і програмом описування природної мови. М. «с. ↔ т.» спрямована на досягнення першого десятиріччя робіт з автомат. перекладу (АП) в СРСР і за рубежем (1954—64) — перехід від бінарних алгоритмів перекладу до ідеї незалежності синтаксичного аналізу від наступного синтезу, метод фільтрів, методів семантичного *тему-рису* й семантичних можливостей та на уявлення про описування мови як про числення, запроваджене в лінгвістику теорією *граматики породжувальних*. М. «с. ↔ т.» виходить з таких принципів: опанування мовою проявляється у того, хто говорить, у здатності висловити потрібний йому зміст за допомогою відповідного тексту, а з того, хто слухає, — в умінні видобути з тексту зміст, що є в ньому; при АП з мови на мову основні операції руху від змісту до тексту і навпаки постають у явному вигляді: зміст, закодований відповідною мовою, підлягає декодуванню й незалежній фіксації, а потім кодуванню вихідною мовою. Тому завдання АП й наукового описування мови, тобто побудова її діючої моделі, збігаються. Істотною властивістю природної мови є багатозначність функції «смісли ↔ текст»: однією й той самий зміст можна виразити багатьма різними способами (так, для фраз «Тільки обилля спеціальних термінів в цьому тексті мешає йому перевести його в російську мову» є привабливі 10⁷ синонімічних перифраз).

У М. «с. ↔ т.» цій властивості відповідає принцип множинності синтезу — щодо заданого змісту. М. «с. ↔ т.» покладана будувати всі відповідні йому тексти; для цілей АП породжування може обмежуватися одержанням першого задовільного в усіх відношеннях варіанта перекладу. Рух від змісту до тексту (і навпаки; але досі М. «с. ↔ т.» розробляли з основною в аспекті синтезу) можна уявити як такий, що проходить кілька рівнів — від «максимально семантичного» уявлення до реального тексту.

З розробкою М. «с. ↔ т.» пов'язане відкриття такої фундаментальної лексико-семантичної властивості природних мов. Існує 50—100 значень, таких, що кожне з них часто виражається в тексті; загальне число різних виражень кожного з них дуже велике — понад 100; у кожній даній точці тексту вибір конкретного вираження строго визначається *ключовим словом* *С*, яким виражається це значення. Ці значення названо стандартними лексичними функціями (ЛФ) від ключових слів, а їхні вираження — значеннями ЛФ, або лексичними корелятами. Приклади ЛФ наведено в табл. 1.

Денкі ЛФ, які відіграють важливу роль у М. «с. ↔ т.», відповідають досить абстрактним значенням, які перебувають на межі семантики й синтаксису. До них належать т. з. лексичні заміни, тобто ЛФ, які ставлять у відповідність ключовому слову *С* кореляти з тим самим значенням, належні до тієї самої частини мови (синоніми — *Syn*) або до інших частин мови (похідні — *V_q, S_q, A_q, Ade_q*), напр. *S_q* (будувати) — будівництво; *A_q* (будувати) — *A_q* (будівництво) — будівельний; *Syn* (вважати) — думати; *S_q* (вважати) — думка; *V_q* (поважати) — думка тощо; ЛФ *Opp_q*, *Rel_q* та *Labor_q*, які є одіслівдними вираженнями синтаксичного зв'язку між назвою ситуації та її учасниками (табл. 2).

Рух у М. «с. ↔ т.» від змісту до тексту, або семантичний синтез, припускається за такою схемою. 1. Семантичний компонент: від словословного запису (складного графа семантичних елементів) до синтаксичних структур. 2. Синтаксичний компонент: від синтаксичної структури до лінійних послідовностей абстрактних характеристик словоформ. 3. Морфологічний компонент: від абстрактної характеристики словоформи до її фонемного зображення. 4. Фонетичний компонент: від фонемного зображення до орфографічного запису.

Найменш розробленим у лінгвістиці й найактуальнішим є семантичний компонент, у якому М. «с. ↔ т.» виділяє три рівні: а) початкове мовне оформлення змісту: від абстрактного семантичного запису до т. з. базових структур; б) мовне перифразовування: від базової структури до всіх глибоких лексико-синтаксичних структур (ЛСС), синонімічних їй; в) синтаксична реалізація ЛСС: від ЛСС до всіх відповідних їй поверхневих синтаксичних структур (ПСС)

Таблиця 1

ЛФ	С				
	жінка	розкрити	рудий	любити	
Мага (> дуже)	докорінна	висквіт	вогняно	дуже, надзвичайно, до нестями	

ЛФ	Б				
	раба	запрошення	нижн	вирок	вріз
Ред ¹ («виконувати»)	послухатися поради	прийняти – я, скористатися – чи	випомпати	виконати	вдійснити

ЛФ	Ч				
	бююда	відчаї	лизо	пристрас	алилі
Рігир (образ)	нільц	безодля	амр	полум'я	лабети

Таблиця 2

ЛФ	С				
	згрозів	зрив	перемог	почуття	—
Орег ₁	здійснювати ~ ю	робити ~ в серед	здобувати ~ у	мати ~ я	—
Орег ₂	зазнавати ~ і	спітрелітати від ~, зознавати ~ у	—	—	—
Рупо ₁	відбуватися	випробуватися	—	—	—
Рупс ₁	—	—	бути на бою	бути притаманим	—
Рупо ₂	бути сприйнятою проти	—	—	—	—
Лабор ₁	—	брати пік ~	—	—	брати, одержувати в ~

ПСС і ЛСС являють собою дерева, де в місцях відгалужень стоять слова, а гілками є синтаксичні відношення. В ЛСС у цих місцях можуть бути ключові слова або символи ЛФ, а як гілки виступають лише 6 загальних синтаксичних відношень: 1-4 – актантні, 5 – загальновизначаючі, 6 – сурядні. В ПСС місцями відгалужень є основи конкретних слів, що входять до відповідного речення, а гілками – близько 30-50 синтаксич-

них відношень, необхідних для відображення в ПСС тих зв'язків між словами, які в реальному реченні виражаються морфологічно та порядком слів. Множину синонімічних ЛСС представляє одна базова ЛСС. Рівень базової ЛСС має ті самі 6 глибинних відношень, що й усі ЛСС, але його лексика дуже обмежена: кожне гніздо похідних і синонімів представлено лише одним членом, немає «порожніх» Орег₁, Рупс₁ і Лабор₁.

Синонімію ЛСС, у тому числі введення їх до базових ЛСС, забезпечує система перифразовування. Вона складається із зв'язних одинок і одним лексичних і синтаксичних правил. Лексичні правила (їх близько 50) задають еквівалентності між різними формулюваннями одного й того самого смислу, застосовуючи назви лексичних функцій, напр., $C \rightarrow \text{Орг}_1 + S_0(C)$: «він оглянув хворих» \rightarrow «він провів огляд хворих». Синтаксичні перебудови, необхідні для реалізації лексичних еквівалентностей, здійснюються за допомогою



синтаксичних правил. За формою кожне синтаксичне правило являє собою пару синтаксичних дерев, на яких у місцях відгалужень можуть стояти змінні, що відсилають до відповідних компонентів лексичних правил, і сталі слова. Як приклад викинемо синтаксичне правило, що забезпечує наведене вище лексичне (див. мал.), де X відповідає C , тобто «оглянув», Z — Орг_1 , тобто «провів», а Y — S_0 , тобто «огляд».

Послідовний поділ усіх операцій М. є. \leftrightarrow \leftrightarrow т.є. на рівні, зокрема виділення рівня лексичних і синтаксичних правил, відповідає загальному принципові, прийнятому в М. є. \leftrightarrow т.є. згідно з яким синонімія — це семантична еквівалентність, тобто взаємозамінність, але тільки на рівні смислу. Практично замінність обмежується фільтрами, розсіяними по всіх ділянках моделі; найважливішу роль у розв'язуванні питання про допустимість породжуваного варіанта відіграє словник, побудований на основі ЛФ, які відображають лексичну поєднуваність ключових слів. Крім ЛФ, про кожне слово в словнику повідомляється багато іншої інформації й насамперед модель керування зі вказівками щодо кількості синтаксичних валентностей слова, способів заповнення їх, можливості (неможливості) або необхідності поєднувати вирази різних місць тощо, тобто щодо синтаксичної поєднуваності.

Лж. Жолдовський А. К., Мельчук Н. А. О возможном методе и инструментах семантического синтеза «Научно-техническая информация». 1985. № 8. Жолдовський А. К., Мельчук Н. А. О семантическом синтезе «Проблемы кибернетики». 1987, в. 19. Жолдовський А. К., Мельчук Н. А. К построению действующей модели языка «смысл-текст». «Машинный перевод в прикладной лингвистике», 1989, в. 11.

МОДЕЛЬ ФІЗИЧНА — установка або пристрій, що дають змогу здійснювати моделювання фізичне, тобто провадити дослідження системи (об'єкта) при заміщуванні досліджуваного фізичного процесу подібним до нього процесом тієї самої фізичної природи. Установка та пристрій, на яких провадять дослідження, є М. ф., якщо вони зберігають фіз. подібність процесів моделі до процесів у

досліджуваній системі (об'єкті, натурі, організмі), відтворюючи їх у тому самому чи іншому масштабі. При цьому під фіз. подібністю, здійснюваною в моделі, розуміють однозначну відповідність між параметрами об'єкта і його моделі, яка виявляється в тождестві безрозмірних матем. описів процесів досліджуваного об'єкта і моделі. Схожі величини, що характеризують процеси, відрізняються лише масштабами, і за заданими характеристиками одного явища можна однозначно одержати характеристики другого.

М. ф. широко застосовують в електро- і тепловиротніці, в гідро- та аеродинаміці, у буд. справі, суднобудуванні, геології, радіотехніці, в різноманітних задачах кібернетики й біології. Див. також *Аналогова модель*.

В. А. Веніков.

МОДЕЛЬ ЧУТЛИВОСТІ — схема-аналог рівнянь для визначення функцій чутливості методом математичного моделювання. Нейкай

$$F_i(x_1, x_2, x_3, t, q_0) = 0; \quad i = 1, 2, \dots, n;$$

$$t = 1, 2, \dots, n -$$

початкова система диференціальних рівнянь, а

$$\frac{\partial F_i}{\partial x_1} U_{01} + \frac{\partial F_i}{\partial x_2} U_{02} + \frac{\partial F_i}{\partial x_3} U_{03} = - \frac{\partial F_i}{\partial q_0} -$$

рівняння чутливості, де

$$U_{0i}^k = \frac{\partial^k}{\partial t^k} \frac{\partial x_i}{\partial q_0} -$$

ф-ції чутливості. Рівняння чутливості відрізняються від вихідних лінійних дифер. рівнянь, що залежать від малої варіації параметра q_0 ,

тільки правою частиною $\frac{\partial F_i}{\partial q_0}$, яка в рівняннях

чутливості визначається за розв'язком початкової системи рівнянь. Тому М. ч. можна подати як таку, що складається з моделі початкового рівняння і моделі однорідних рівнянь чутливості, з'єднаних блоком формування

правої частини $\frac{\partial F_i}{\partial q_0}$.

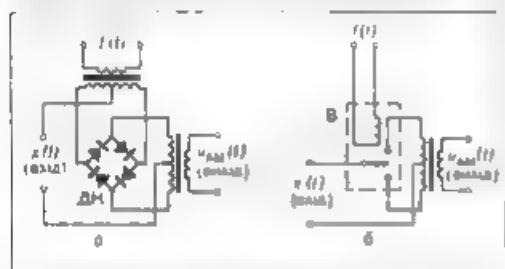
Коли початкові рівняння — нелінійні, то від розв'язання їх залежать не тільки праві частини рівнянь чутливості, а й їхні коефіцієнти $\frac{\partial F_i}{\partial x_j}$, для формування яких необхідні

додаткові блоки. Якщо початкова система рівнянь залежить від m параметрів q_m , то для одночасного обчислення всіх ф-цій чутливості треба, щоб було m моделей однорідних рівнянь чутливості. Якщо допустимим є обчислення ф-цій чутливості відносно кожного параметра q_m по черзі, то внаслідок збігу систем однорідних рівнянь для всіх ф-цій чутливості, необхідною є (крім моделі початкових рівнянь) тільки одна модель рівнянь чутливості. Це значно спрощує обчислюван-

ия цих функцій. Розглянуту схему побудови М. ч. (хоча вона й найзагальніша) застосовувати не завжди доцільно, бо вона відносно складна, особливо тоді, коли необхідно одночасно обчислювати всі $U_{\text{м}}(t)$. Розроблено методи побудови аналітично простіших М. ч. (див. *Динамічних систем теорія чутливості*).

А. Г. Шеніков

МОДУЛЯТОР — пристрій, що здійснює модуляцію сигналів. При гармонічній несучій залежно від виду модуляції розрізняють амплітудні, частотні й фазові М. Аналогічно при



Принципові схеми модуляторів. а — діодного кільцевого, б — вібраційного

імпульсній несучій, коли М. здійснює модуляцію імпульсну, розрізняють амплітудно-широтні, частотно- і фазо-імпульсні М. Залежно від виду модуляції та способу її здійснення М. містять елементи нелінійні або лінійні, але зі змінними за часом параметрами. Так, напр., широтно- і частотно-імпульсні М. завжди нелінійні, а амплітудні й амплітудно-імпульсні М. можуть бути як нелінійними, так і лінійними нестационарними ланками.

На мал. зображено принципові схеми двох найпростіших амплітудних М — діодного кільцевого (мал. а) і вібраційного (мал. б), які часто застосовують в автомат. регуляторах, компенсаційних вимірних приладах та ін. пристроях. Тут $x(t)$ — низькочастотний модулюючий (вхідний) сигнал, $f(t)$ — високочастотна гармонічна несуча, $u_{\text{ам}}(t)$ — амплітудно-модульований показання (вхідний сигнал М.). Діодний кільцевий М. містить істотно нелінійну ланку — діодну кільцеву схему ДК, а вібраційний М — лінійну ланку з параметрами, які періодично змінюються за часом, — вібратор В. Обидві схеми оборотні, і їх можна вважати як демодулятори.

М. широко застосовують у різних галузях техніки, пов'язаних з передаванням чи перетворенням сигналів (повідомлень) зокрема в техніці зв'язку та автомат. регулювання, вимірній техніці, у цифровій і аналого-цифровій обчисл. техніці тощо. Ю. М. Чекишев.

МОДУЛЯЦІЯ — зміювання в часі параметрів якогось регулярного фізичного процесу відповідно до поточного значення передаваного сигналу. Функція част

$$f = f(a_1, a_2, \dots, a_n, \varphi), \quad (1)$$

що описує цей фіз. процес, називається функцією-переносником (несучою функцією).

Математично М. виражається у встановленні функціональної залежності між параметрами a_1, a_2, \dots, a_n функції-переносника і передаваним сигналом $x(t)$. М. застосовують у різних галузях техніки, пов'язаних з передаванням або перетворенням сигналів (повідомлень), у т. ч. в техніці зв'язку й автомат. регулювання, у вимірній техніці, в цифровій і аналого-цифровій обчислювальній техніці і т. п. Залежно від характеру функції-переносника (1) розрізняють М. з гармонічною і з імпульсною несучою (див. *Модуляція імпульсна*). Можливі й інші функції-переносники (напр., стаціонарні випадкові процеси), але на практиці їх застосовують значно рідше. Для даної функції-переносника (1) можливі й різні форми М. (за часом незалежних параметрів a_k); можливі й комбіновані форми М., при яких змінюються одночасно два або більше параметрів.

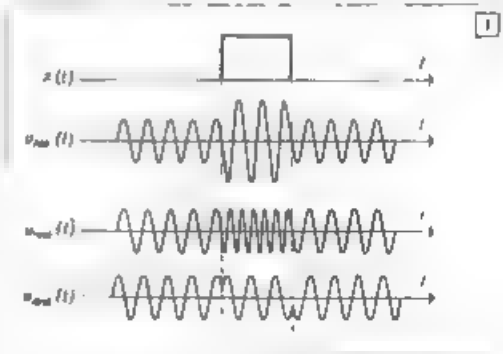
При М. з гармонічною несучою функція-переносник

$$f = c_0 \sin(\omega_0 t + \varphi_0) \quad (2)$$

повністю визначається трьома незалежними параметрами $a_1 = c_0$ — амплітуда, $a_2 = \omega_0$ — частота і $a_3 = \varphi_0$ — початкова фаза. В залежності від того, який з параметрів визначає М., розрізняють такі модуляції: амплітудну (АМ), частотну (ЧМ) і фазову (ФМ). Графіки модульованих коливань для цих випадків дано на мал. 1. Тут $x(t)$ — передаваний сигнал, $u_{\text{ам}}(t)$, $u_{\text{чм}}(t)$ і $u_{\text{фм}}(t)$ — модульовані коливання, одержані при АМ, ЧМ і ФМ відповідно. Математично процес М. можна зобразити як множення модульованого параметра на змінну величину

$$1 + m x(t), \quad (3)$$

де m — постійний коефіцієнт, що характери-



1. Графіки модульованих коливань.

зує ступінь модулюючого впливу й називається глибиною модуляції.

Якщо передаваний сигнал

$$x(t) = \sin \Omega t, \quad \Omega \ll \omega_0, \quad (4)$$

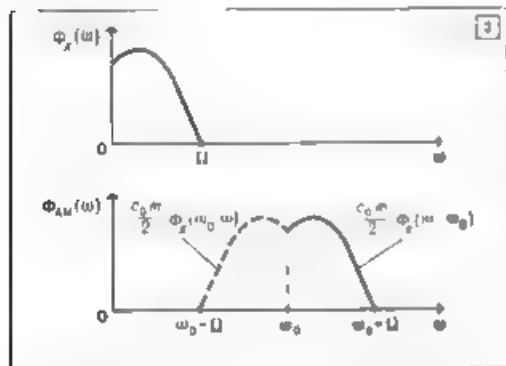
тоді АМ коливання має вигляд:

$$u_{\text{ам}}(t) = c_0 [1 + m x(t)] \sin(\omega_0 t + \varphi_0) =$$

$$= c_0 \sin(\omega_0 t + \varphi_0) + \frac{c_0 m}{2} \sin \Omega t \cdot \sin(\omega_0 t + \varphi_0) =$$

$$= c_0 \sin(\omega_0 t + \varphi_0) + \frac{c_0 m}{2} \cos[(\omega_0 - \Omega)t + \varphi_0] - \frac{c_0 m}{2} \cos[(\omega_0 + \Omega)t + \varphi_0]. \quad (5)$$

Крім носучої частоти ω_0 , модульоване коливання $u_{AM}(t)$ має дві бічні частоти $\omega_0 - \Omega$ та $\omega_0 + \Omega$.



2. Спектри сигналів при амплітудній модуляції

і $\omega_0 + \Omega$. В загальнішому випадку, коли $x(t)$ має неперервний спектр $\Phi_x(\omega)$, розміщений у смузі частот $0 + \Omega$, спектр АМ коливання $\Phi_{AM}(\omega)$, крім носучої частоти ω_0 , має дві бічні смуги частот $\frac{c_0 m}{2} \Phi_x(\omega - \omega_0)$ і $\frac{c_0 m}{2} \Phi_x(\omega_0 - \omega)$ і займає смугу $(\omega_0 - \Omega) + (\omega_0 + \Omega)$ (мал. 2). При цьому спектр правої бічної смуги точно відтворює спектр передаваного сигналу $\Phi_x(\omega)$, зсунутий праворуч на величину ω_0 , відбувається т. з. транспозиція (перенесення) спектра на величину носучої частоти. Спектр лівої бічної смуги являє собою дзеркальне відображення спектру передаваного сигналу, також зсунутого праворуч на величину ω_0 .

При ЧМ кругова частота модульованого коливання згідно з (3-4) дорівнює

$$\omega(t) = \omega_0 (1 + m \sin \Omega t), \quad (6)$$

ввідки можна одержати такий вираз для ЧМ коливання

$$u_{ЧМ}(t) = c_0 \sin[\omega_0 (1 + m \sin \Omega t) t + \varphi_0] =$$

$$= c_0 \sin(\omega_0 t + \varphi_0 + \beta \cos(\beta \cos \Omega t)) -$$

$$- c_0 \cos(\omega_0 t + \varphi_0 + \beta) \sin(\beta \cos \Omega t). \quad (7)$$

де $\beta = \frac{m \omega_0}{\Omega} = \frac{\Delta \omega}{\Omega}$ — індекс модуляції, $\Delta \omega = m \omega_0 = \max |\omega - \omega_0|$ — частотне відхилення, тобто найбільший приріст, одержува-

ний носучою частотою в процесі М. При досить малій глибині М., коли виконується нерівність $\beta \ll 1$, співвідношення (7) можна замінити наближенням співвідношенням

$$u_{ЧМ}(t) \approx c_0 \sin(\omega_0 t + \varphi_0) -$$

$$- c_0 \beta \cos \Omega t \cdot \cos(\omega_0 t + \varphi_0), \quad \beta \ll 1,$$

яке принципово не відрізняється від виразу (5) для АМ коливання. Тому спектр ЧМ коливань у цьому випадку, як і спектр АМ коливань, складається з носучої частоти ω_0 і двох бічних частот $\omega_0 - \Omega$ та $\omega_0 + \Omega$. При великій глибині М, аналіз ЧМ коливань значно ускладнюється. На практиці, щоб визначити дійсну ширину спектра ЧМ коливань, часто користуються наближеною формулою $\delta \approx 1 + \beta$, де δ — відношення дійсної ширини бічної смуги до ширини спектра передаваного сигналу. При малому індексі модуляції ($\beta \ll 1$) $\delta \approx 1$, тобто ширина бічної смуги ЧМ коливання (як і при АМ) дорівнює ширині спектра передаваного сигналу. ФМ має багато спільного з ЧМ і еквівалентна ЧМ з додатковим диференціюванням передаваного сигналу.

Літ. Гоморозский И. С. Основы радиотехники. М., 1957; Харчевич А. А. Спектры и анализ. М., 1962 (бібліогр. с. 235—238).

Ю. М. Черныш.

МОДУЛЯЦІЯ ІМПУЛЬСНА — модуляція послідовності імпульсів (імпульсної носучої). Розрізняють такі модуляції: амплітудно-імпульсну (АІМ), широтно-імпульсну (ШІМ), частотно-імпульсну (ЧІМ) та фазо-імпульсну (ФІМ).

Розглянемо докладніше різні види модуляції послідовності прямокутних імпульсів. Нехай

$$i(t) = \begin{cases} 0 & \text{при } t < 0 \\ 1 & \text{при } t \geq 0 \end{cases} \quad (1)$$

— одинична ступінчаста ф-ція. Тоді імпульсна носуча

$$i = a \sum_{n=0}^{\infty} [i(t - nT) - i(t - nT - \tau)], \quad T > \tau, \quad (2)$$

де T — інтервал між імпульсами, a і τ — амплітуда й тривалість імпульсу відповідно, n — порядковий номер імпульсу (мал., а). Відповідно до (2) АІМ коливання

$$u_{АІМ}(t) = \sum_{n=0}^{\infty} a_n [i(t - nT) - i(t - nT - \tau)],$$

$$a_n = a(x(nT)), \quad (3)$$

де ф-ція $a(x)$ (закон АІМ) визначає залежність амплітуди a_n від миттєвого значення $x(nT)$ передаваного сигналу $x(t)$; такий тип модуляції наз. АІМ 2-го роду (мал., б). Часто застосовують різновид АІМ, при якому модулюючі імпульси не є прямокутними, а повторюють форму модулюючої ф-ції в інтервалі $(nT, nT + \tau)$; такий тип мо-

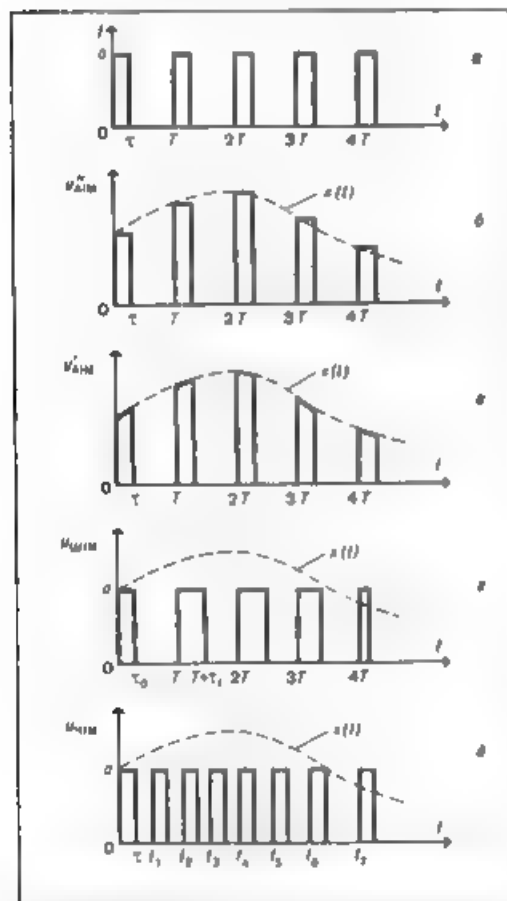
дуляції наз. АІМ 1-го роду (мал. а). В цьому випадку

$$u_{\text{АІМ}}(t) = \sum_{n=0}^{\infty} x(t) [i(t - nT) - i(t - nT - \tau)],$$

ПІМ коливання має вигляд.

$$u_{\text{ПІМ}}(t) = \sum_{n=0}^{\infty} [i(t - nT) - i(t - nT - \tau_n)],$$

$$\tau_n = \tau |x(nT)|.$$



Графіки модульованих коливань з імпульсною несучою.

Тут ф-ція $\tau(x)$ (закон ПІМ) визначає залежність тривалості імпульсу τ_n від миттєвого значення $x(nT)$ передаваного сигналу $x(t)$. У цьому випадку ПІМ здійснюється за рахунок зміщення заднього фронту імпульсу (мал. а), але застосовується також і зміщення переднього фронту. ПІМ, при якій один фронт імпульсу зміщується, а другий залишається незмінним, наз. односторонньою ПІМ; якщо в процесі модуляції зміщуються обидва фронти, тоді ПІМ наз. двосторонньою.

При ЧІМ і ФІМ відповідно до передаваного сигналу змінюється інтервал між імпульсами (напр., між їхніми передніми фронтами):

$$u_{\text{ЧІМ}}(t) = \sum_{n=1}^{\infty} [i(t - t_n) - i(t - t_n - \tau)],$$

$$t_n = \sum_{k=1}^n T_k, \quad T_k = T |x(t_k)|,$$

де $T_k = t_{k+1} - t_k$ — інтервал між k і $(k+1)$ імпульсами, а ф-ція $T(x)$ аналогічно залежності інтервалу T_n від миттєвого значення $x(t_n)$ передаваного сигналу $x(t)$ (мал. б). У ФІМ багато спільного з ЧІМ; співвідношення між цими видами модуляції є аналогічним співвідношенню між ФМ і ЧМ. М. і., при якій поляриність несучих імпульсів не змінюється, наз. однопольною (однотактною); а якщо є додаткова модуляція за знаком несучих імпульсів, М. і. наз. двопольною (двотактною). Можливі й численні види М. і. за параметрами, які характеризують форму несучих імпульсів, але на практиці такі модуляції поки що не застосовують; несучі імпульси звичайно мають певніну форму.

Лит. Сифоров В. И. [та ін.]. Теория импульсной техники. Л., 1951 [бібліогр. с. 405—407]. Цыпкин Н. Э. Теория линейных импульсных систем. М., 1963 [бібліогр. с. 928—933]. Купча-вич В. М., Чеховою Ю. Н. Нелинейные системы управления частотно- и фазово-импульсной модуляцией. Л., 1970 [бібліогр. с. 336—338].

МОЖЛИВИХ НАПРЯМІВ МЕТОД — метод чисельного розв'язування задач програмування опуклого, що ґрунтується на побудові послідовності точок, кожну з яких одержують з попередньої шляхом зсування задовж напрямку, що не виводить за межі допустимой області і задовж якого мінімізується функція спадас.

Нехай задачу опуклого програмування зведено до такого вигляду: мінімізувати $g_0(x) = (p, x)$ при обмеженнях

$$g_i(x) \leq 0, \quad i = 1, \dots, m, \quad (1)$$

де $g_i(x)$ — опуклі диференційовні ф-ції, x — n -вимірний вектор. Крім того, припускають, що існує точка y така, що $g_i(y) < 0, i = 1, \dots, m$. Для кожного $\delta > 0$ позначимо через $I(x, \delta)$ множину тих індексів i , для яких $-\delta \leq g_i(x) \leq 0$. Нехай точка x^k , що задовольняє умови (1), вже побудована і є $\delta_k > 0$. Крок алгоритму, тобто перехід від точки x^k до x^{k+1} , виконуємо за такими правилами.

1) Розв'язуємо задачу програмування лінійного — мінімізувати η при обмеженнях:

$$(p, e) \leq \eta, \quad (Vg_i(x^k), e) \leq \eta, \quad i \in I(x^k, \delta_k),$$

$$|e_i| \leq 1, \quad i = 1, \dots, n,$$

де e — n -вимірний вектор, $Vg_i(x)$ — градієнт ф-ції $g_i(x)$ в точці x . Позначимо розв'язок цієї задачі відповідно через η_k і e^k .

2) Розрізняють три випадки залежно від співвідношення δ_k, η_k :

- а) $\eta_k < -\delta_k$, беремо $\delta_{k+1} = \delta_k$.
- б) $-\delta_k < \eta_k < 0$, беремо $\delta_{k+1} = 1/2 \delta_k$.
- в) $\eta_k = 0$, розв'язуємо задачу мінімізації η при обмеженнях:

$$(p, e) \leq \eta$$

$$(\nabla g_i(x^k), e) \leq \eta, \quad i \in I(x^k, 0), \quad (2)$$

$$|t_i| \leq 1, \quad i = 1, \dots, n.$$

Нехай e^*, η^* — розв'язок цієї задачі. Якщо після розв'язування одержимо $\eta^* = 0$, то точка x^k — розв'язок вихідної задачі. Якщо $\eta^* < 0$, то $\delta_{k+1} = \frac{1}{2} \delta_k$, а як x^k приймемо вектор e^* .

3) Веремо $x^{k+1} = x_k + t_k e^k$. Як t_k — найбільше значення t , за якого задовольняються всі нерівності:

$$g_i(x^k + t e^k) \leq 0, \quad i = 1, \dots, m.$$

На цьому крок алгоритму закінчується. Точку x^{k+1} приймають за початкову і все повторюють.

Для початку процесу необхідно знайти точку x^0 , що задовольняє обмеження (1). Для цього М. м. м. розв'язують допоміжну задачу. Доведено, що М. м. м. породжує послідовність, усі граничні точки якої є розв'язком задачі опуклого програмування.

В. М. Пшеничний.

«МОЗКОВИЙ ШТУРМ» — один з популярних методів висунування творчих ідей у процесі розв'язування наукової чи технічної проблеми. Сеанси «М. ш.» стимулюють творче мислення. У процесі сеансу здійснюється поступовий логічний підхід до розв'язуваної проблеми. Для проведення сеансу комплектують спец. групу з представників в.д., конструкторських, виробничих та ін. підрозділів фірми — переважно від 6 до 16 чол., якізначають голову групи, який добре обізнаний в технікою застосування методу «М. ш.». До групи, як правило, входять 1—2 чол., які взагалі не обізнані в проблемі і є спеціалістами в ін. галузях науки і техніки. Сеанс «М. ш.» здійснюється в два етапи. На першому етапі сеансу допускається (й навіть заохочується) висунування навіть безглуздих, як на перший погляд, ідей, що їх записують, як правило, на магнітну стрічку чи без звинятку за принципом: що більше ідей, то краще. Критикувати висловлені ідеї забороняється, тому що передчасне оцінювання ідей може

збити творчий ентузіазм, особливо у неспеціалістів, і завадити проведенню сеансу. Дopusкається уточнення чи комбінювання ідей. На другому етапі всі висунуті ідеї уважно вивчають висококваліфіковані спеціалісти-експерти й оцінюють за допомогою спеціальних таблиць критеріїв, розроблених заздалегідь. Значну частину висловлених пропозицій відкидають, а ті ідеї, які найбільшою мірою відповідають усім критеріям, передають на розробку і впровадження у виробн.

Ефективність застосування методу «М. ш.» зменшується, якщо постійно залучати до сеансів тих самих осіб, коли в групі є сильна особа, що домінує над іншими, якщо недостатньо висока кваліфікація учасників або їх дуже багато.

Лит.: Роберта J. C. H. Profitable ideation — The key to successful value analysis. «Instrument practice», 1968, v. 22, № 8. Роберта J. C. H. How to introduce a value analysis programme «Instrument practice», 1968 v. 22, № 12.

О. О. Нориний, В. С. Миронова.

МОМЕНТИВ МЕТОД — один з найпрікметливіших і найбільше застосовуваних методів оцінки певідомих параметрів у математичній статистиці. Див. Статистичні оцінки.

МОНИТОР — 1) Частина керуючої програми операційної системи, яка здійснює керування однією з фаз обчислювального процесу на ЦОМ (напр., трансляцією програм або налагоджуванням їх). 2) Допоміжний (обслуговуючий) пристрій ЦОМ, напр., пульта з друкарською машинкою.

МОНОТОННІ ФУНКЦІЇ АЛГЕБРИ ЛОГІКИ — функції алгебри логіки, для яких виконується така умова: якщо набори їхніх

значень аргументів α та β такі, що $\alpha \leq \beta$, то $f(\alpha) \leq f(\beta)$. Відношення \leq для наборів

$\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ і $\beta = (\beta_1, \dots, \beta_n)$ визначають так, що $\alpha \leq \beta$ в тому й лише в тому разі, коли $\alpha_i \leq \beta_i$ для будь-якого $i = 1, \dots, n$. Клас усіх М. ф. а. а. є класом замкнених функцій алгебри логіки. Монотонними а, напр., ф-ції $x, x \wedge y, x \vee y$.

МОНТЕ-КАРЛО МЕТОД — чисельний метод, оснований на відтворенні великої кількості реалізацій випадкового процесу, спеціально побудованого за умовами задачі. Цей випадковий процес формулюється таким чином, щоб його імовірнісні характеристики (імовірності деяких подій, математичне сподівання випадкових величин, імовірності потрапляння траєкторій процесу в задану ділянку фазового простору і т. д.) дорівнювали шуканим величинам розглядуваної задачі.

Суть М.-К. м. можна пояснити таким прикладом. Нехай треба обчислити значення

$$I_1 = \int_0^1 f(x) dx, \quad (1)$$

де $0 \leq f(x) \leq 1$ для всіх x , які задовольняють умову $0 \leq x \leq 1$. Припустимо, що в нас є достатньо велика сукупність незалежних випадкових чисел x (напр., одержуваних вислі-

док якого-сь випадкового експерименту), які є можливими значеннями випадкової величини ξ , розподіленої рівномірно в інтервалі $(0, 1)$. Очевидно, що пари випадкових чисел (x_{2i-1}, x_{2i}) , $i = 1, 2, \dots$, можна інтерпретувати як випадкові точки, рівномірно розподілені в одиничному квадраті. Останнє означає, що ймовірність попадання випадкової точки (x_{2i-1}, x_{2i}) в якусь ділянку Ω , що належить одиничному квадратові, пропорційна площі ділянки Ω й не залежить від розміщення її в одиничному квадраті. Для будь-якої пари (x_{2i-1}, x_{2i}) можна перевірити правильність нерівності

$$x_{2i} \leq f(x_{2i-1}). \quad (2)$$

Якщо ця нерівність виконана, точка (x_{2i-1}, x_{2i}) лежить на кривій $f(x)$ або нижче від неї (подія A), в протилежному випадку ця точка розміститься вище від кривої $f(x)$ (подія \bar{A}). Проведено N випробувань, що полягають у виборі пар (x_{2i-1}, x_{2i}) і перевірці нерівності вигляду (2). Нехай кількість точок, для яких ця нерівність виконується, дорівнюватиме m .

Тоді відношення $\frac{m}{N}$ є частотою настання події. Відомо, що згідно з великих чисел законом частота якоїсь події при достатньо великих N досить близька до ймовірності цієї події. В розглядуваному випадку ймовірність $P(A)$ являє собою частку площі одиничного квадрата, що припадає на ту його частину, яка розміщена під кривою $f(x)$ і тому дорівнює шуканому значенню інтеграла (1). Т. ч., частоту $\frac{m}{N}$ приймають за наближене значення \bar{I} інтеграла I .

Для розглядуваної задачі можливі і інші підходи. Нехай $g(x)$ — функція щільності ймовірностей випадкової величини ξ з інтервалі (a, b) , який збігається з ділянкою інтегрування. Тоді вираз

$$I_2 = \int_a^b f(x) dx = \int_a^b \frac{f(x)}{g(x)} g(x) dx \quad (3)$$

є матем. сподіванням функції $\frac{f(x)}{g(x)}$. Як відомо, за наближене значення величини матем. сподівання можна приймати середнє арифметичне

$$\bar{I}_2 = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N \frac{f(x_i)}{g(x_i)}, \quad (4)$$

якщо N достатньо велике. У виразі (4) x_i — незалежні випадкові числа, які є можливими значеннями випадкової величини ξ з законом розподілу $g(x)$.

Уявлення про точність М.-К. м. і необхідне число реалізацій N можна одержати з таких міркувань. Нехай йдеться про обчислення значення $I_1 = \frac{m}{N}$ інтеграла I_1 (1) відповідно

до розглянутої вище процедури. Значення I_1 має точність ϵ і достовірність α , якщо ймовірність

$$P\left(\left|\frac{m}{N} - I_1\right| < \epsilon\right) = \alpha. \quad (5)$$

Згідно з теоремою О. Я. Хінчина частота $\frac{m}{N}$ при достатньо великих N має розподіл, близький до нормального, тому

$$z = t_{\alpha} \sqrt{\frac{p(1-p)}{N}}, \quad (6)$$

де, в нашому випадку, $p = I_1$, а за таблицями нормального розподілу, для $\alpha = 0,95$ $t_{\alpha} = 1,96$; для $\alpha = 0,997$ $t_{\alpha} = 3$ і т. д. Звідси число реалізацій N , необхідне для обчислення I_1 з точністю ϵ і достовірністю α , дорівнює

$$N = t_{\alpha}^2 \frac{p(1-p)}{\epsilon^2}. \quad (7)$$

Внаслідок порівняльно великого числа реалізацій, необхідного для обчислення результату з достатньою точністю й достовірністю, широкого практичного застосування М.-К. м. набули в зв'язку з використанням цифрових обчислювальних машин (ЦОМ), де виробляються випадкові числа, які є первинним матеріалом для реалізації цих методів.

Загальна схема застосування М.-К. м. полягає в побудові й випад'ятовуванні можливих значень якоїсь випадкової величини $\xi = \xi(\omega_0, \omega_1, \dots, \omega_n)$, що залежить від траєкторій випадкового процесу. Середнє значення цієї величини, одержане в результаті здійснення достатньо великого числа реалізацій процесу, і є шуканим розв'язком відповідної задачі.

М.-К. м., незважаючи на свою універсальність, має специфічну галузь застосування. Передусім до неї належать різні багатовимірні задачі. Обсяг обчислень для звичайних чисельних методів зростає при збільшенні розмірності задачі приблизно як показникова функція розмірності, а для М.-К. м. — лише як лінійна функція розмірності. Цю закономірність легко проілюструвати на приклади обчислення многократних інтегралів. Якщо число операцій ЦОМ, необхідне для обчислення k -кратного інтеграла М.-К. м. при $k = 4$, у два рази менше, ніж для кубатурних формул, то при $k = 6$ воно в двісті раз менше, а при $k = 8$ — у $5 \cdot 10^6$ раз. Крім того, до області застосувань належать і задачі, при розв'язуванні яких потрібно достатньо повно враховувати суттєві випадкові фактори.

Тепер М.-К. м., реалізованим на ЦОМ, розв'язують багато практичних задач. Крім обчислення кратних інтегралів, слід назвати розв'язування систем алгебричних рівнянь високого вряду, обернення матриць, відшукування характеристичних чисел і

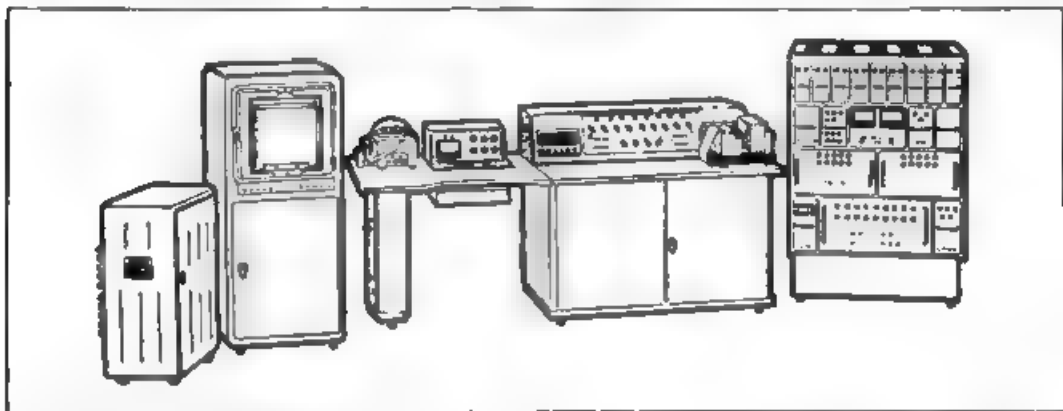
власних ф-цій інтегральних рівнянь, обчислювання континуальних інтегралів і т. д.

Велике теоретичне й практичне значення мають дослідження М.-К. м. процесів провикання частівок через речовину, передавання пошлюмленя, масового обслуговування, кінетики хім. реакцій та процесів функціонування складних систем, до яких належать різні виробничі й інформаційні системи, автоматизовані системи управління, деякі економічні й біологічні системи та ін.

При розв'язуванні задач М.-К. м. без ЦОМ джерелами випадкових чисел були різні

групових перетворювачів, з вузлом зв'язку та 16 груповими вивисними перетворювачами аналогових сигналів, до 63 двоопамідійних давачів постійного струму (20 ма, 12 а), до 9 числоімпульсних давачів постійного струму (20 ма, 12 а).

Розрядність коду на виході непереривно-дискретних перетворювачів — 9 двійкових розрядів, похибка перетворення за нормальних умов експлуатації — 0,5% від верх. значення шкали, швидкодія не менше як 100 перетворень за 1 сек. Макс. частота очитування двоопамідійних давачів — 1000 за секунду;



Машини первинної переробки інформації «МППИ-1»

експерименту (кидання монети, витягання карт з добре перетасованої колоди, вертіння рулетки і т. д.).

Дім Бусленко Н. П., Шрейдер К. А. Метод статистических испытаний (Монте-Карло) и его реализация на цифровых вычислительных машинах М. 1961 [Библотека с 224—226]. Бусленко Н. П. (та ін.). Метод статистических испытаний (Метод Монте Карло). М. 1962 [Библотека с 313—327]. Бусленко Н. П. Моделирование слонных систем. М. 1966 [Библотека с 353—355].

«МППИ-1», машина первинної переробки інформації — інформаційно-обчислювальна машина. Ця машина (мал.) автоматично адійсноє деатралізоване обиравання інформації шляхом програмного очитування давачів, математичної обробки поточних значень параметрів (у т. ч. усереднення, нормалізацію, корекцію, порівнювання з уставками, інтегрування, згладжування й деякі екон. розрахунки), відас операторові (диспетчерові) відомості про стан оск. обладнання, реєструє значення поточних й комплексних параметрів, сигналізує про порушення технологічного режиму, передає інформацію в пристрій системи оперативного керування (якщо в цій системі використано «МППИ-1»). Застосовували її в хім., нафтопереробній, металург. та ін. галузях пром-сті. Створено її в 1962 в Саверодонецькому н.-д. ін-ті керування обчисл. машинами.

Вхідний пристрій розраховано на підймання до 128 давачів постійного струму (1 ÷ 5 ма або 2 ÷ 10 а) без вузла зв'язку з вивисними

макс. частота проходження імпульсних сигналів — 0,2 мс. Система числення — двійкова, інформація в арифм. пристрої представлена у вигляді 16-розрядних чисел у додатковому модифікованому коді з фіксованою комою і у вигляді 15-розрядних логарифмів. Система команд — одноадресна, програма роботи — фіксована Швидкість виконання операцій типу додавання — 900 операцій за 1 сек; шмість ОЗП — 512 26-розрядних слів, статичного нагромаджувача — 4096 слів та 128 уставок

Виведення результатів обробки інформації відбувається періодично (за часовим сигналом) або за викликом оператора (на стандартному бланку друкується 128 показників); за відхиленням будь-якого з 60 найважливіших параметрів від номінальних чи аварійних меж, набиранням потрібного номера із 128 параметрів на клавішному пристрої. В машині використано ферит-діодні логічні елементи. Споживана потужність — 2,5 кка. Дім. Афанасьєв В. А. (та ін.). Машина первинної переробки інформації МППИ-1 В ки: Сретства вычислительной техники в системах управления технологическими процессами. К., 1966.

В. В. Ратнов, МУЛЬТИВІБРАТОР — релаксацийний генератор імпульсів прямокутної форми в якому позитивний зворотний зв'язок створюється за допомогою фазосувних підсилюючих каскадів. Розрізняють гідравлічні, пневматичні, електромагнітні, електронні та ін. М., які можуть працювати в 4 режимах: автоко-

ливань, синхронізації, ділення частоти й очікувальному. В режимі автоколивання М. стрибком переходить з одного квазістійкого стану в інший під впливом *перехідних процесів*, які відбуваються в реактивних ланках підсилюючих каскадів. Режим синхронізації одержують з автоколивального, діючи на входи всіх n підсилюючих каскадів зовнішнім n -фазним періодичним сигналом, частота якого дещо перевищує частоту автоколивань М. Частота коливань синхронізованого М. дорівнює частоті зовнішнього сигналу, бо перехід М. з одного квазістійкого стану в інший відбувається примусово під впливом фазових компонент зовнішнього сигналу. Режим ділення частоти одержують аналогічно попередньому, але період повторення автоколивань М. встановлюють при цьому кратним періодові синхронізуючого сигналу. Очікувальний режим одержують, якщо вхід одного з каскадів підсилювання М. держать постійно відкритим, щоб не допустити виникнення автоколивань. Зовн. запускарний імпульс замикане вхід відкритого каскаду й переводить очікувальний М. у квазістійкий стан, повернення з якого відбувається в момент закінчення перехідних процесів в усіх реактивних ланках М.

Найширше застосовують в імпульсних пристроях автоматичні й обчисл. технічні електронні (лампові й транзисторні) М. Серед них розрізняють М. з симетричною або несиметричною схемою каскадів і з різними видами міжкаскадних зв'язків, напр., з емітерними або колекторно-базовими зв'язками. Схему двохфазного транзисторного автоколивального М. з колекторно-базовими емісними міжкаскадними зв'язками подано на мал. В умовно першому квазістійкому стані транзистор T_1 відкритий по базі сумою струмів, які протікають через опір R_2 і заряджуваний конденсатор C_2 . Через це колекторний струм i_{k1} транзистора T_1 створює на опорі R_1 падіння напруги $i_{k1}R_1 \approx E_1$, $U_{к1} = E_1 - i_{k1}R_1 \approx 0$ і C_1 повільно розряджається через R_2 , утримуючи базу T_2 й сам тран-

зистор у закритому стані. Оскільки колекторний струм у T_2 дорівнює 0, то колекторна напруга $U_{к2} \approx E_2$ і C_2 заряджається до величини $U_{к2}$. Коли базова напруга T_2 , яка дорівнює сумі напруг на C_1 і колекторі T_1 , стане (вна-

$$T = 2R_2C (\ln(E_1 + E_2 + i_{k1}R_1) - \ln(E_1 + i_{k1}R_1)).$$

слідок розрядження C_1) негативною, трохи відкритися T_2 . Внаслідок цього виникає малий перепад напруги на колекторі транзистора T_2 , який ще більше відкриває (через C_1) базу T_1 . Цей процес наростає лавиноподібно, і через дуже короткий час транзистор T_2 виявляється відкритим до насичення, а T_1 — повністю закритим, отже, М. стрибком переходить у другий квазістійкий стан. Після розряду C_2 М. повертається у первісний стан і т. д. В моменти таких стрибків змінюються величини колекторних напруг, які є вихідними напругами М. Умова самозбудження схеми $K = K_1K_2 > 1$, де K_1 і K_2 — коефіцієнти підсилення відповідно 1-го і 2-го підсилюючих каскадів. Період повторення імпульсів, генерованих симетричною схемою ($R_1 = R_2$, $R_2 = R_1$, $C_1 = C_2 = C$), виражається виразом

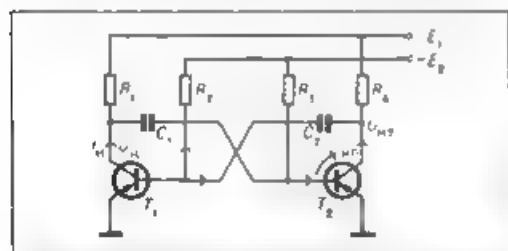
де i_{k1} — зворотний струм закритого колекторного переходу транзистора. Відносна температурна нестабільність частоти розглянутої схеми $\delta = 0,2-0,25\%$ град $^{-1}$. Розроблено багато стабілізованих схем транзисторних М., нестабільність частоти яких ($0,05 \leq \delta \leq 0,005\%$ град $^{-1}$) майже порівнянна з нестабільністю стабілізованих кварцових генераторів. В автоколивальному режимі М. застосовують у різних пристроях як задавальний генератор. Синхронізовані М. застосовують, коли потрібні потужні коливання стабільної частоти або треба строго узгодити в часі роботу різних пристроїв, у яких окремі М. у режимі ділення частоти М. застосовують, будуючи прості й дешеві подільники частоти. В очікувальному режимі М. застосовують для формування неперіодичних імпульсів прямокутної форми, а також щоб збільшити тривалість нульових імпульсів та щоб створити регульовані затримки сигналів у часі.

Оск. тенденція розвитку М. — підвищення загальної стабільності частоти генерування, особливо в діапазоні 0,01—0,001 мк (шляхом відокремлення проносячих від баз транзисторів за допомогою високоомісних кремнієвих діодів, введення зовнішнього збудження тощо), а також підвищення макс. частот генерування М. Перспективною є розробка М. на тунельних діодах.

Лит. Доронкін Е. Ф., Носкрасенко В. В. Транзисторні генератори імпульсів. М., 1968 [бібліогр. с. 319-321]. Гольдсбергер Л. М. Теорія й расчет імпульсних устроїв на полупроводникових приборах. М., 1969 [бібліогр. с. 745-749]. Самойлов В. Ф., Макаров В. Г. Импульсная техника. М., 1971 [бібліогр. с. 224].

МУЛЬТИПРОГРАМНА ОБРОБКА ІНФОРМАЦІЇ — див. Багатопрограмна обробка інформації.

МУЛЬТИПРОГРАМУВАННЯ — спосіб організації й використання ЦОМ для спільного виконання кількох програм. В однопроцесорній обчислювальній системі М. до-



Принципова схема мультивибратора з колекторно-базовими резисторно-емісійними міжкаскадними зв'язками.

зистор у закритому стані. Оскільки колекторний струм у T_2 дорівнює 0, то колекторна напруга $U_{к2} \approx E_2$ і C_2 заряджається до величини $U_{к2}$. Коли базова напруга T_2 , яка дорівнює сумі напруг на C_1 і колекторі T_1 , стане (вна-

сягають, розподіляючи час (див. *Режим розподілу часу*) роботи одного центр. процесора (ЦП) між виконуваними програмами. В мультипроцесорній об'єдн. системі (ОС) кілька ЦП дійсно одночасно виконують кілька програм (мультипрограмування). Решту пристроїв ОС також або закріплюють за окремими програмами, або ці програми використовують їх спільно, відповідно до певної дисципліни обслуговування.

М. організують за допомогою комплексу програмно-апаратних засобів, з яких: а) керуючі програми *ітеративно-системи* (супервізор та ін.) планують черговість програм за їхніми пріоритетами, виділяють їм ресурси ОС, включають їх у роботу, контролюють хід спільного виконання та виключають з роботи; б) система переривання забезпечує швидку реакцію ОС на сигнали про авар. і зовн. події (аварійка затримки у виконуваний програмі, готовність пристроїв, що звільнилися, до наступної операції, запит з пульта, закінчення відведеного часу тощо), перериваючи роботу ЦП над поточною програмою, запам'ятовуючи інформацію про переривку програму для наступного відновлення її роботи, перемикаючи ЦП на керуючу програму для аналізу причини переривання і вибирання наступної програми; в) захист пам'яті захищає виконувани спільно програми від небажаного впливу одних на одних.

М. використовують для підвищення пропускної здатності ОС внаслідок суміщення операцій при виконанні «суміші» програм, яка різномірно завантажує всі пристрої, та утилізації затримок (виконування під час затримок

корисної роботи в ін. програмах); для підвищення реактивності (швидкості відгуку) системи реального часу за допомогою оперативного перемикавання на потрібні програми контролю та керування за сигналами про хід керуваного процесу; для забезпечення прямого зв'язку програмістів з машиною в системах колективного користування внаслідок поділу часу потужного ЦП між багатьма користувачами, що перебувають біля вносних пультів. Швидке перемикання ЦП створює ефект безперервного зв'язку з ОС, а утилізація затримок забезпечує високу вартість обслуговування кожного окремого користувача.

Лит. Системи з розподіленим часом. Пер. з англ. М. 1969. Современное программирование. Мультипрограммирование и распределение времени. Пер. с англ. М. 1979. К. Столяров.

МУЛЬТИПРОЦЕСОРНИЙ РЕЖИМ — режим багатепрограмної обробки інформації, що П реалізує обчислювальна система, в якій є не менше як два основні процесори. Ці процесори або проводять паралельну обробку інформації в межах однієї задачі, або розв'язують кілька різних задач. В обох випадках можливий взаємний обмін інформацією і програмами.

МУЛЬТИСТІЙКІ СИСТЕМИ — системи, що мають багато стійких структур і реалізують одну з основних властивостей *гомеостатичних систем*.

МУРА АВТОМАТ — автомат стінчний, викід якого в даний такт i залежить від його стану в цьому такті i по залежить від значення входу, тобто $y(i) = \lambda(g(i))$. Таке вивчення автомата вперше запровадив амер. математик Е. Мур. Див. також *Алгебрична теорія автоматів*,

НАБІРНЕ ПОЛЕ — панель аналогової обчислювальної машини (АОМ), на якій розміщено вхідні й вихідні гнізда розв'язувальних блоків, гнізда для керування цими блоками, гнізда стабілізованих джерел напруги, операційних резисторів, потенціометрів, конденсаторів, паралельні гнізда для розмноження тощо. Набирання розв'язуваної задачі здійснюється на Н. п. шляхом з'єднання вхідних і вихідних гнізд окремих розв'язувальних блоків за допомогою комутаційних провідників. Н. п. виконують змінними, й це дає змогу здійснювати комутацію задачі поза машиною. Завдяки цьому машина вивільнюється для розв'язування інших задач, а набрані задачі можна зберігати для повторного використання. Кількість гнізд на полі звичайно обмежується величиною порядку 3000. Це наслідок механічних і конструктивних вимог, компромісу між розмірами поля й потрібними розмірами одного гнізда, зручності комутації і т. д. В деяких АОМ вхідні й вихідні гнізда розв'язувальних блоків розміщено безпосередньо на ленточних панелях цих блоків, і це дає змогу зменшити величину паразитних ємностей та опорів і витікання струмів у монтажних колах. У таких АОМ Н. п. не становить єдиного цілого. Задачу можна набирати й за допомогою релейних пристроїв, причому не обов'язково, щоб у машині було Н. п. *В. С. Габельштейн.*

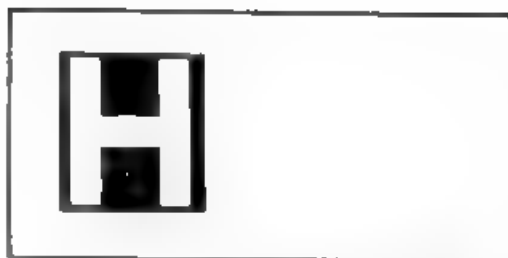
НАБЛИЖЕНИХ МЕТОДІВ ЗАГАЛЬНА ТЕОРІЯ — розділ обчислювальної математики, предметом дослідження якого є взаємні зв'язки між точними й відповідними наближеними рівняннями. Н. м. з. т. виникла на основі застосування апарату функціонального аналізу до розв'язування різних проблем обчислювальної математики. Широкий клас задач обчисл. математики зводиться до розв'язування операторних рівнянь вигляду

$$Ax = y \quad (1)$$

де A — матем. оператор в області значення $D(A)$ й області значень $R(A)$, y — заданий елемент ($y \in R(A)$), x — шуканий елемент ($x \in D(A)$). Звичайно $D(A) \cap R(A)$ належать якимсь просторам абстрактним (метричним, лінійним нормованим або гільбертовим) відповідно X і Y . Наближений метод ставить у відповідність рівнянню (1) наближене рівняння

$$\tilde{A}x = \tilde{y} \quad (2)$$

де \tilde{A} — наближений оператор в області значення $D(\tilde{A}) \subset X$ й області значень $R(\tilde{A}) \subset Y$, \tilde{y} — заданий, а \tilde{x} — шуканий елемент. Випадок, коли $D(\tilde{A}) \cap R(\tilde{A})$ не належать X і Y , звичайно легко зводиться до розгляданого. Як правило, \tilde{A} і \tilde{y} залежать від параметрів, змінювання яких дає послідовність наближених рівнянь (2). Осн. задачі Н. м. з. т.: на основі даних про точне рівняння (1)



встановити розв'язність наближеного рівняння (2) і близькість наближеного розв'язку до точного, і, навпаки, на основі результатів наближеного розв'язування встановити розв'язність точного рівняння і близькість обох розв'язків. При визначенні близькості розв'язків у порядку зростаючої точності і труднощів виникають такі три питання: установлення збіжності наближеного методу; дослідження швидкості збіжності; ефективна оцінка похибки. Розглянемо наведені задачі й питання стосовно до лінійних операторних рівнянь та до деяких нелінійних рівнянь.

У випадку лінійних рівнянь 2-го роду

$$Ax = x - \lambda Tx = y, \quad (1')$$

$$\tilde{A}x \equiv [x] - \tilde{\lambda} \tilde{T}x = y, \quad (2')$$

де λ — параметр, T і \tilde{T} — цілком неперервні лінійні оператори, $D(A) = R(A) = X$, $D(\tilde{A}) = R(\tilde{A}) = \tilde{X} \subset X$, X — лінійний нормований простір. Припустимо, що існує лінійна операція P , яка проєктує простір X на \tilde{X} : $Px = \tilde{x}$, $P^2 = P$, і прийнемо $\tilde{y} = Py$. Нехай, напр., $X = C$ — простір неперервних функцій, а \tilde{X} — сукупність многочленів степеня, які не перевищують $(n+1)$ -го. Операція P зставляє в неперервну функцію $x \in C$ її інтерполяційний многочлен, побудований за наперед заданою системою n вузлів.

Простори X і \tilde{X} та оператори T і \tilde{T} згодом будемо зв'язувати такими трьома умовами.

1. Умова близькості операторів T і \tilde{T} для будь-якого $\tilde{x} \in \tilde{X}$: $\|PT\tilde{x} - \tilde{T}\tilde{x}\| \leq \eta \|\tilde{x}\|$.

2. Умова доброї апроксимації елементів вигляду Tx елементами $\tilde{x} \in \tilde{X}$: для кожного $x \in X$ знайдеться $\tilde{x} \in \tilde{X}$ так, що $\|Tx - \tilde{x}\| \leq \eta_1 \|x\|$.

3. Умова доброї апроксимації вільного члена точного рівняння: існує елемент $\tilde{y} \in \tilde{X}$ такий, що $\|y - \tilde{y}\| \leq \eta_2 \|y\|$, де η_2 на відміну від попередніх умов залежить від y . Тоді, якщо оператор A має обернений оператор A^{-1} і $\eta = \|\lambda\|(\eta_1(1 + \|\lambda\|\eta_2) + \eta_2\|PA\| \|A^{-1}\|) \leq 1$, то рівняння (2') має єдиний розв'язок \tilde{x} за будь-якої правої частини $\tilde{y} \in \tilde{X}$, тобто оператор \tilde{A} має обернений оператор \tilde{A}^{-1} , причому похибка $\|\tilde{x} - x\| \leq p \|x\|$, де $p =$

$$= 2 \|\lambda\| \|\tilde{A}^{-1}\| + (\eta_1 \|\lambda\| + \eta_2 \|A\|) (1 + \|\tilde{A}^{-1} P A\|, \|\tilde{A}^{-1}\| \leq \frac{(1 + \|\lambda\| \eta_1 \|\tilde{A}^{-1}\|)}{1 - q}; \text{ якщо,}$$

крім того, $\rho < 1$, то $\|\tilde{x} - x\| \leq \frac{\rho}{1-\rho} \|\tilde{x}\|$ (пряма теорема). Обернена теорема стверджує, що коли оператор \tilde{A} має обернений оператор і $\rho' = \|\lambda\| \eta_1 (1 + \|\lambda\| \eta_1) \|\tilde{A}^{-1}\| + \|\lambda\| \eta_2 (1 + \|\tilde{A}^{-1} P A\|) \|\tilde{A}^{-1}\| < 1$, то оператор A має обернений оператор A^{-1} $\|A^{-1}\| < \frac{1 + \|\tilde{A}^{-1} P\| + \|\lambda\| \eta_1 \|\tilde{A}^{-1}\| + \|\tilde{A}^{-1} P A\|}{1 - \rho'}$,

причому $\|\tilde{x} - x\| \leq \rho' \|\tilde{x}\|$, де $\rho' = \|\lambda\| \eta_2 (1 + \|\tilde{A}^{-1} P A\|) + \|\lambda\| \eta_1 \|\tilde{A}^{-1}\| \|\tilde{A}^{-1}\| + \eta_2$; якщо крім того, $\rho' < 1$, то $\|\tilde{x} - x\| \leq \frac{\rho'}{1-\rho'} \|\tilde{x}\|$.

Часто наближене рівняння (2') будуть спеціальним чином. А саме, як оператор \tilde{T} розглядають оператор $P\tilde{T}$. Умова 1 при такому виборі, очевидно, виконується з $\eta = 0$ і формулювання теорем відповідно спрощуються. При припущенні $\eta_1, \eta_2 \|P\|, \eta_2 \|P\|$ до нуля характеристичні значення $\tilde{\lambda}$ можуть збігатися лише до характеристичних значень λ . Разом з тим множина характеристичних значень λ є границею характеристичних значень $\tilde{\lambda}$. Конкретним прикладом рівнянь (1') і (2') можуть бути інтегральні рівняння Фредгольма 2-го роду

Для гільбертових просторів $X = \tilde{X} \cdot Y = \tilde{Y}$ і лінійних операторних рівнянь, відмінних від (1'), розрізняють такі чотири типи загальніші випадки: а) A і \tilde{A} — додатно означені обмежені оператори, тобто $m(x, x) \leq (Ax, x) \leq M(x, x)$ і $m(x, x) \leq (\tilde{A}x, x) \leq \tilde{M}(x, x)$, де (\cdot) — знак скалярного добутку; б) A і \tilde{A} — так звані нормально розв'язні обмежені оператори, в яких області значень $R(A)$ і $R(\tilde{A})$ замкнені; в) A і \tilde{A} — обмежені оператори; г) A і \tilde{A} — замкнені оператори (оператор A наз. замкненим, якщо $x_n \rightarrow x, x_n \in D(A)$ і $Ax_n \rightarrow y$ означає, що $x \in D(A)$ і $Ax = y$). Лінійні рівняння з замкненими операторами охоплюють лінійні диф., інтегральні та інтегро-диф. рівняння (див. Рівнянь класифікація), тобто всі найважливіші класи лінійних рівнянь. У 1-му випадку допускають, що

$$\|Ax - \tilde{A}x\| \leq \eta_1(x), \quad (3)$$

$$\|y - \tilde{y}\| \leq \eta_2(x), \quad (4)$$

де η_1 і η_2 приймають до нуля для послідовності наближених рівнянь при фіксованих x і y , а $\|\tilde{A}\|$ залишається рівномірно обмеженим. Цю умову задовольняють практично будь-які

наближені методи. Користуючись явним зображенням обернених операторів

$$A^{-1} = P_m(A) + \Delta(A), \quad \tilde{A}^{-1} = P_m(\tilde{A}) + \Delta(\tilde{A}), \quad (5)$$

де

$$P_m(\lambda) = \frac{1}{\lambda_1} \sum_{k=0}^m (-1)^k \frac{(\lambda - \lambda_1)^k}{\lambda_1^k},$$

$$\Delta(\lambda) = \frac{1}{\lambda_1} \sum_{k=m+1}^{\infty} (-1)^k \frac{(\lambda - \lambda_1)^k}{\lambda_1^k}, \quad (6)$$

$$\lambda_1 > \max\left(\frac{M}{2}, \frac{\tilde{M}}{2}\right);$$

подамо похибку у вигляді $x - \tilde{x} = A^{-1}y - A^{-1}\tilde{y} = [P_m(A) - P_m(\tilde{A})]y + P_m(\tilde{A}) \times (y - \tilde{y}) + \Delta(A)y - \Delta(\tilde{A})\tilde{y}$. За рахунок вибору m , η_1 і η_2 норму похибки $\|x - \tilde{x}\|$ можна зробити як завгодно малою, тобто в цьому випадку наближені методи будуть завжди збіжними. На основі (5) і (6) можна одержати й ефективну оцінку похибки методу.

У 2-му випадку, окрім (4), допускається й сильніша за (3) умова

$$\|Ax - \tilde{A}x\| \leq \eta_1 \|x\|, \quad (7)$$

де η_1 не залежить від x . Ця умова справджується далеко не для всіх наближених методів і доведення її звичайно пов'язане з великими труднощами. Але якщо (7) доведено, то мають місце такі результати. Нехай $L(A)$ — простір нулів оператора A , $X \leftarrow L(A)$ — ортогональне доповнення до $L(A)$ і A^{-1} — оператор, який відображає $R(A) = Y$ на $X \leftarrow L(A)$ і обернений до оператора A в області визначення $X \leftarrow L(A)$. Якщо $\eta_1 \|A^{-1}\| < 1$, то оператор $\tilde{A}^{-1} = A^{-1} + A^{-1}(A - \tilde{A})A^{-1} + A^{-1}[(A - \tilde{A})A^{-1}]^2 + \dots$ є оберненим до \tilde{A} (в області визначення $X \leftarrow L(A)$), причому похибка

$$\|x - \tilde{x}\| \leq \|A^{-1}\| \frac{\eta_1 (1 + \|A^{-1}\| \|y\|)}{1 - \eta_1 \|A^{-1}\|}$$

Якщо \tilde{A}^{-1} існує і $\eta_1 \|\tilde{A}\| < 1$, то A^{-1} теж існує, причому

$$A^{-1} = \tilde{A}^{-1} + A^{-1}(\tilde{A} - A)A^{-1} + \tilde{A}^{-1}[(\tilde{A} - A)\tilde{A}^{-1}]^2 + \dots, \|x - \tilde{x}\| \leq \|\tilde{A}^{-1}\| \times \frac{\eta_1 (1 + \|A^{-1}\| \|y\|)}{1 - \eta_1 \|\tilde{A}^{-1}\|}$$

В 3-му випадку оператор A^{-1} з $R(A)$ в $D(A) \leftarrow L(A)$, взагалі кажучи, не буде обмеженим і попередні результати не справ-

дяться. Один із підходів до наближеного розв'язування рівняння (1) з таким оператором полягає в попередній регуляризації задачі (див. *Некоректно поставлені задачі і Некоректно поставлені задачі способи розв'язування*). Введемо рівняння $(\alpha I + A^*A)x = A^*y$, де A^* — оператор, спряжений до A :

$$(Ax, y) = (x, A^*y) \quad (8)$$

для будь-яких $x \in D(A)$ і $y \in R(A)$; $\alpha > 0$, I — одиничний оператор. Позначимо розв'язок рівняння (8) через $x^{(\alpha)}$ і розв'язок рівняння (1), ортогональний до всіх нулів оператора A , через x^* . Тоді

$$\|x^* - x^{(\alpha)}\| \leq \frac{\delta_R}{2} + \sqrt{\left(\frac{\delta_R}{2}\right)^2 + \frac{\alpha R^2}{4}},$$

де $\delta_R = \inf \|x^* - A^*w\| \rightarrow 0$, коли $R \rightarrow \infty$.

Зокрема, якщо $x^* \in A^*w^*$, то $\|x^* - x^{(\alpha)}\| \leq$

$$\leq \frac{\sqrt{\alpha}}{2} \|w^*\|. \text{ Точніше, } \|x^* - x^{(\alpha)}\| = \alpha \|w^{(\alpha)}\|,$$

де $\alpha w^{(\alpha)} + A^*Aw^{(\alpha)} \equiv x^*$. Тому, якщо $x^* \equiv$

$$\equiv A^*Av^*, \text{ то } \|x^* - x^{(\alpha)}\| \leq \alpha \frac{\|A^*A\|}{\alpha + \|A^*A\|} \times$$

$$\times \|v^*\| \leq \alpha \|v^*\|. \text{ Введемо тепер рівняння } (\alpha I +$$

$\tilde{A}^*\tilde{A})\tilde{x} = \tilde{A}^*\tilde{y}$, розв'язок якого позначимо через $\tilde{x}^{(\alpha)}$. Окрім умов (3) і (4), допустимо ще, що

$$\|A^*y - \tilde{A}^*\tilde{y}\| \leq \eta_3(y). \quad (9)$$

де $\eta_3 \rightarrow 0$ для послідовності наближених рівнянь при фіксованому y . Тоді на основі додаткової визначеності операторів $\alpha I + A^*A$ і $\alpha I + \tilde{A}^*\tilde{A}$ величина $\|x^{(\alpha)} - \tilde{x}^{(\alpha)}\| \rightarrow 0$, коли $\eta_1 \rightarrow 0$, $\eta_2 \rightarrow 0$, $\eta_3 \rightarrow 0$ і α — фіксоване.

Тому, позначивши через \tilde{x}^* розв'язок наближеного рівняння (2), ортогональний до всіх нулів оператора \tilde{A} , одержимо, що похибку

$$\|x^* - \tilde{x}^*\| \leq \|x^* - x^{(\alpha)}\| + \|x^{(\alpha)} - \tilde{x}^{(\alpha)}\| + \|\tilde{x}^{(\alpha)} - \tilde{x}^*\|$$

можна зробити як завжди малою, якщо $\delta_R = \inf_{\|w\| \leq R} \|x^* - A^*w\| \rightarrow 0$, коли R рівномірно відносно η_1, η_2, η_3 .

У 4-му випадку y може не належати області визначення $R(A^*)$ оператора A^* . Замість рівняння (8) введемо рівняння $(\alpha I + AA^*)x = A^*y$ і приймемо $x^{(\alpha)} = A^*u^{(\alpha)}$. Для збіжності $x^{(\alpha)}$ до x^* необхідно й достатньо, щоб x^* можна було як завжди близько апроксимувати елементами з $R(A^*)$. Крім того,

$$\|x^* - x^{(\alpha)}\| \leq \frac{\delta_R}{2} + \sqrt{\left(\frac{\delta_R}{2}\right)^2 + \frac{\alpha R^2}{4}},$$

де $\delta_R = \inf \|x^* - A^*w\|$. Вводять рівняння

$$(\alpha I + \tilde{A}\tilde{A}^*)\tilde{u}^{(\alpha)} = \tilde{y}, \text{ беручи } \tilde{x}^{(\alpha)} = A^*\tilde{u}^{(\alpha)}$$

і застосовуючи оцінку $\|x^* - \tilde{x}^*\| \leq \|x^* - x^{(\alpha)}\| + \|x^{(\alpha)} - \tilde{x}^{(\alpha)}\| + \|\tilde{x}^{(\alpha)} - \tilde{x}^*\|$, одержимо, що в умовах (3), (4) і (9) наближений метод буде збіжним, якщо $\delta_R = \inf \|x^* - A^*w\| \rightarrow 0$, коли $R \rightarrow \infty$ рівномірно відносно η_1, η_2 і η_3 .

Конкретними прикладами операторних рівнянь розглядуваних типів є сингулярні інтегральні рівняння, Фредгольмові інтегральні рівняння 1-го роду та лінійні інтегро-диф. рівняння (конкретні наближені методи для цих рівнянь див. *Інтегральних лінійних рівнянь способи розв'язування, Інтегральних лінійних сингулярних рівнянь способи розв'язування і Операторних рівнянь способи розв'язування*).

Яким би наближеним методом не розв'язувалося рівняння (1), для одержання наближеного розв'язку з високою точністю і для економії кількості необхідних операцій доцільно застосовувати такі обчисл. схеми ітераційного уточнювання наближеного розв'язку. Неважко переконатися, що

$$x - \tilde{x} = \tilde{A}^{-1}(\tilde{A} - A)(x - \tilde{x}) + \tilde{A}^{-1}(y - A\tilde{x}), \quad (10)$$

Рівняння (10) розв'язують методом простої ітерації:

$$(x - \tilde{x})^{(r+1)} = \tilde{A}^{-1}(\tilde{A} - A)(x - \tilde{x})^{(r)} + \tilde{A}^{-1}(y - A\tilde{x}), \quad r = 0, 1, 2, \dots, (x - \tilde{x})^{(0)} = 0. \quad (11)$$

Достатня умова збіжності цього методу — $\|\tilde{A}^{-1}(\tilde{A} - A)\| \leq q < 1$. Обчисл. схему (11) можна переписати так, що значення оператора \tilde{A}^{-1} у явному вигляді не буде потрібне. Справді, $(x - \tilde{x})^{(r+1)} = \tilde{y}^{(r)} + (x - \tilde{x})^{(1)}$, де $A\tilde{y}^{(r)} = (\tilde{A} - A)(x - \tilde{x})^{(r)}$ і $\tilde{A}(x - \tilde{x})^{(1)} = y - A\tilde{x}$. Інший спосіб ітераційного уточнення полягає в багаторазовому застосуванні вихідного наближеного методу до послідовності рівнянь

$$AA\tilde{x}^{(r+1)} = y - A\left(\tilde{x} + \sum_{i=1}^r \Delta\tilde{x}^{(i)}\right), \quad r = 0, 1, 2, \dots$$

При цьому $\tilde{A}\tilde{x}^{(r+1)} = \tilde{y}^{(r)}$, де $\tilde{y}^{(r)} = y - A\left(\tilde{x} + \sum_{i=1}^r \Delta\tilde{x}^{(i)}\right)$ потрібно обчислювати зі зростаючою точністю.

Розглянемо ось. питання Н. м. а. т. стосовно нелінійних операторних рівнянь вигляду (1) і (2) в умовах застосовності методу простої ітерації. Нехай оператори Φ і $\tilde{\Phi}$ відображають взаємно однозначно простір X в Y : $\Phi x, \tilde{\Phi} x \in Y$, $\Phi^{-1}y, \tilde{\Phi}^{-1}y \in X$, причому $0 \in D(A)$, 0 — нуль-елемент простору X . Подано рівняння (1) у вигляді

$$x = Dx + v, \quad (12)$$

а рівняння (2) — у вигляді

$$\bar{x} = \bar{D}\bar{x} + \bar{v}, \quad (13)$$

де $Dx = \varphi^{-1}Ax + x - \varphi^{-1}A\bar{v}$, $v = -\varphi^{-1}y + \varphi^{-1}A\bar{v}$, $\bar{D}x = \varphi^{-1}\bar{A}x + \bar{x} - \varphi^{-1}A\bar{v}$, $\bar{v} = \varphi^{-1}\bar{y} + \varphi^{-1}\bar{A}\bar{v}$. За таких умов $D\bar{v} = \bar{D}\bar{v} = \bar{v}$.

Вважатимемо оператори \bar{D} і D продовженими на весь простір Y . Якщо виконано умови $\|Dx_1 - Dx_2\| \leq C(\rho) \|x_1 - x_2\|$, $\|x_1\| < \rho$, $i = 1, 2$; $\gamma = C(\rho) < 1$, $\|v\| < (1 - \gamma)\rho$, які забезпечують існування єдиного розв'язку x^* рівняння (12) у кулі $\|x\| \leq \rho$, який можна знайти методом простої ітерації: $x^{(k)} = D x^{(k-1)} + v$, $x^{(0)} = \bar{v}$, $\|x^* - x^{(k)}\| \leq \frac{\gamma^{k+1}}{1 - \gamma} \times \|v\|$ і якщо, крім того, $\|Dx - \bar{D}x\| \leq \eta_1(x)$, $\|v - \bar{v}\| \leq \eta_2$, $\|\bar{D}x_1 - \bar{D}x_2\| \leq \bar{C}(\bar{\rho}) \|x_1 - x_2\|$, $\|x_1\| < \bar{\rho}$, $i = 1, 2$; $\bar{\gamma} = \bar{C}(\bar{\rho}) < 1$, де $\bar{\rho} = \frac{(1 - \gamma)\rho + \eta_2}{1 - \bar{\gamma}}$, то рівняння (13) має

єдиний розв'язок \bar{x}^* в кулі $\|x\| \leq \bar{\rho}$, який можна знайти методом простої ітерації: $\bar{x}^{(k)} = \bar{D}\bar{x}^{(k-1)} + \bar{v}$, $\bar{x}^{(0)} = \bar{v}$, причому $\|\bar{x}^* - \bar{x}^{(k)}\| \leq \frac{\eta_1(\bar{x}^*) + \eta_2}{1 - \bar{\gamma}} + \frac{\gamma^{k+1}}{1 - \gamma} \|v\|$. При $\delta = (1 - \gamma)\rho - \|v\| > 0$ аналогічне твердження має місце в $\bar{\rho} = \rho$. Справджуються й певні обернені висновки, які дають змогу зробити висновок про розв'язність рівняння (12) на основі властивостей рівняння (13). Зокрема, якщо для рівняння (13) виконано визначені вище умови застосовності методу простої ітерації і, крім того, $\delta = (1 - \gamma)\rho - \|v\| > 0$, то при $\|y - \bar{y}\| \leq (1 - \gamma)\rho \|y - \bar{y}\| + \eta_2 \leq \delta$ рівняння (12) матиме в кулі $\|x\| \leq \bar{\rho}$ єдиний розв'язок x^* , причому $\|x^* - \bar{x}^{(k)}\| \leq \frac{\eta_1(x^*) + \eta_2}{1 - \gamma - (\gamma - \bar{\gamma})} + \frac{\gamma^{k+1}}{1 - \gamma} \|v\|$.

Важливе значення на практиці мають двосторонні наближені методи, коли окрім рівняння (1) розглядаються й дві наближені рівняння: $\bar{A}_1\bar{x}_1 = \bar{y}_1$, $A_2\bar{x}_2 = y_2$ і доводиться, що

$$\bar{x}_1 \leq x \leq x_2. \quad (14)$$

При цьому будь-яка нерівність вигляду $u < v$ в абстрактному лінійному просторі X означає, що $v - u \in K_X$ — конусові в X (конусом K_X наз. замкнені опуклі множини елементів, яка разом з довільним елементом $w \in K_X$ містить промінь λw , $\lambda \geq 0$, і, крім то-

го, в н. — $w \in K_X$ впливає, що $w = 0$). Прикладами конусів є сукупності невід'ємних функцій і сукупності векторів з невід'ємними координатами. Оператор A наз. монотонним, якщо з $x_1 \leq x_2$ випливає $Ax_1 \leq Ax_2$; A наз. оператором монотонного вигляду, якщо з $Ax_1 \leq Ax_2$ випливає $x_1 \leq x_2$. Співвідношення (14) виконується за умови, що A є оператором монотонного вигляду, $\bar{A}_1x_1 - y \leq \bar{A}_1x_1 - y_1 = 0$, $\bar{A}_2x_2 - y > \bar{A}_2x_2 - y_2 = 0$. Оператори \bar{A}_1 , \bar{A}_2 і елементи y_1 , y_2 одержуються звичайно на основі зображень $A = A_1 - A_2$ і $y = y_1 - y_2$, де A_1 — монотонні оператори й $y_1 \in K_Y$ — конусові в Y , $i = 1, 2$, а також за основи побудови мажорант $A_1x \leq B_1x$, $x \in K_X$; $y_1 \leq v_1$ і мінорант $A_2x > C_2x$, $x \in K_X$; $y_2 \geq w_2$ монотонних операторів та елементів конуса K_Y (конкретні наближені методи розв'язування нелінійних операторних рівнянь див. Інтервальних нелінійних рівнянь способи розв'язування). Всі попередні побудови залишаються правильними, якщо під операторами \bar{A} і елементами y розуміють довільні наближення відповідно до A і y , які виникли не лише внаслідок застосування наближених методів. Наближення \bar{A} і y можуть виникнути як наслідок неточності первісних даних і тоді Н. м. в. т. буде давати відповіді про вплив випадкової похибки розв'язку рівняння (1). Оцінку похибки заокруглень часто зводять до оцінок еквівалентного збурення оператора A і елемента y , і після цього Н. м. з. т. також небуває точності.

Лит. Канторович Л. В., Акилов Г. П. Функциональный анализ в нормированных пространствах М., 1959 [Фізматгиз с. 871—880]. Квантов В. В. Теория приближенных методов и ее применение к численному решению сингулярных интегральных уравнений К., 1963 [Фізматгиз с. 281—284]. Красносельский М. А. [та ін.] Приближенное решение операторных уравнений М., 1969 [Фізматгиз с. 437—452]. Коллат Л. Функциональный анализ и вычислительная математика Пев М., 1969 [Фізматгиз с. 422—431].

В. Н. Іванов
НАБЛИЖЕННЯ ФУНКЦІЙ — те саме, що й апроксимація функцій.

НАВАНТАЖЕНЕ РЕЗЕРВУВАННЯ — спосіб резервування елементів, при якому резервні елементи перебувають у тому самому режимі роботи, що й основні. При Н. р. за час розподілу часу безвідмовної роботи резервних елементів збігається з відповідним розподілом для осн. елементів. У тех. системах Н. р. застосовується в разі, коли неможливо перервати роботу системи щоб виникнути резервні елементи. Розрізняють невідновлюване й відновлюване Н. р. Невідновлюване Н. р. Нехай в n осн. і m резервних елементів; час безвідмовної роботи кожного елемента має показниковий розподіл зі щільністю $\lambda e^{-\lambda t}$, $t \geq 0$. Відмова системи настає в момент відмови $m + 1$ -го елемента. Тоді середній час безвідмовної роботи системи

$$T = \frac{1}{\lambda} \left(\frac{1}{n} + \frac{1}{n+1} + \dots + \frac{1}{n+m} \right).$$

Відновлюване Н. р. Нехай λ, m, λ — ті самі параметри, що й при невідновлюваному Н. р., і елементи, що відмовили, відновлюються операторами, кожний з яких відновлює один елемент протягом випадкового часу зі щільністю $\mu e^{-\mu t}$, $t > 0$. Нехай при $t = 0$ є k елементів, що відмовили. Тоді середній час T_k до відмови системи визначається розв'язуванням системи рівнянь

$$T_k = \frac{1}{\lambda_k + \mu_k} + \frac{\lambda_k}{\lambda_k + \mu_k} T_{k+1} + \\ + \frac{\mu_k}{\lambda_k + \mu_k} T_{k-1}, \quad k = 0, 1, \dots, m$$

де $\lambda_k = \lambda(n + m - k)$; $\mu_k = \mu$ при $k \leq r$; $\mu_k = \mu_r$ при $k > r$; $T_{-1} = T_{m+1} = 0$. Нехай, далі, в система з n основних та m резервних елементів, причому всі елементи функціонують незалежно. Якщо $\frac{1}{\lambda}$ — середній час

перебування елемента в робочому стані, $\frac{1}{\mu}$ —

в стані відмови, то стаціонарна ймовірність перебування системи в справному стані дорівнює

$$\sum_{k=0}^m C_{n+m}^k \left(\frac{\mu}{\lambda + \mu} \right)^k \left(\frac{\lambda}{\lambda + \mu} \right)^{n+m-k} \text{ а серед-}$$

ній час між відмовами системи дорівнює $(\lambda + \mu)^{n+m+1} / [\mu C_{n+m}^n \lambda^n]$.

НАВЧАЛЬНА ВИБІРКА — сукупність зображень, поданих розпізнавальній системі, в режимі навчання розпізнавати образи або самонавчання розпізнавати образи. У процесі навчання подання кожного зображення супроводжується вказівкою на клас, до якого належить це зображення. При самонавчанні цих відомостей немає. У проміжному випадку вказівками на те, що зображення належить до того чи іншого класу, супроводиться лише частина зображень у навчальній вибірці

М. І. Шеліхін

НАВЧАЛЬНА МАШИНА — пристрій для реалізації навчальних програм. Способи їх реалізації Н. м. надзвичайно різноманітні. Здебільшого Н. м. виконує такі функції: 1) дає навчуваному порції навч. матеріалу й контролює завдання, ставить запитання; 2) вимагає, щоб навчуваний відповів на запитання, виконав завдання і дав відповідь в машину; 3) повідомляє навчуваному, чи правильно він відповів, а в разі випадків вказує й на тип допущеної помилки; 4) забезпечує індивідуальну роботу в зручному для навчуваного (чи контрольованого) темпі, а часто — й ту чи іншу міру адаптації до індивідуальних особливостей навчуваного. Ці функції (хоча й з різною мірою повноти) виконують програмовані підручники й за-

вчальні комплекси, тобто системи на базі електронних цифрових обчисл. машин (див. Автоматизованого навчання клас). На відміну від Н. м., решта засобів автоматизації навч. процесу виконують лише частину перелічених функцій. Так, інформаційні пристрої, або машини-інформатори, тільки дають навчуваному навч. матеріал. Контролюючі пристрої (машини-екзаменатори) забезпечують здебільшого виконання 2 і 3-ї з перелічених функцій.

Ще в 2-й пол. 19 ст. були спроби розробити найпростіші тех. пристрої й застосувати їх на допомогу вчителів. Серйозні роботи проводили амер. вчені, які, починаючи в 1915, намагалися механізувати операції навчання й перевірки знань. Потім — аж до середини 50-х рр. 20 ст. — досить широко застосовували різні тренажери — спеціалізовані Н. м., призначені переважно для вироблення навичок роботи зі складною апаратурою, при обслуговуванні пром. устаткування й агрегатів, при навчанні керування літаками й ракетами тощо й Н. м. в сучасному розумінні цього слова з'явилися в 50-х рр. 20 ст. — практично водночас із програмованим навчанням.

Інтерес до Н. м. як засобів реалізації навчальних програм пояснюється тим, що вони мають переваги порівняно з програмованими підручниками. По-перше, Н. м. дають змогу чітко регламентувати й контролювати навч. діяльність навчуваних, як правило, позабавляючи їх можливість ознайомитися з матеріалом не в тому порядку, який передбачено навч. програмою, і вгадати правильну відповідь на запитання ще до спроби дати її самостійно, та ін. По-друге, Н. м. дають змогу давати на вивчаному матеріал у різних формах — друкований текст, ілюстрації, кінофрагменти, діапозитиви, звукові та світлові сигнали тощо. Відповідь навчуваний вводить у машину різними способами — натискаючи кнопкою й клавіші, графічним шляхом, записуючи текст від руки або друкуючи його на друкарській машинці, читаючи його усно в мікрофон і т. д. По-третє, ці машини забезпечують реєстрацію перебігу процесу навчання та контролю за ним, даючи змогу викладачам та адміністрації навч. закладу швидко прийняти рішення. Крім того, за допомогою Н. м. можна забезпечити гнучке керування діяльністю навчуваних, адаптацію до їхніх індивідуальних особливостей на основі автоматичного збирання та обробки даних про перебіг процесу їхнього навчання, вони дозволяють створювати ігрові чи змагальні ситуації для підвищення рівня мотивації навчуваних, змушуючи їх перебувати необхідних навичок, щоб обіграти партнера — машину. В зв'язку з цим однією з перспективних шляхів підвищення ефективності навчання в застосуванні адаптивних (самоприспосовуваних) Н. м. Адаптивними назив. Н. м., які на основі обробки послідовних відповідей навчуваних можуть змінювати способи викладу навч. матеріалу зі збереженням якості навчання за довільних зовн. і

внутр. умов навчання. Ці машини забезпечують вищий ступінь індивідуалізації навчання, ніж традиційні форми групового навчання та звичайні форми програмованого навчання. Вони дають змогу повніше використати здібності кожного з навчуваних і відкривають нові можливості для скорочення строків навчання і поліпшення його якості. За наявними даними, завдяки застосуванню адаптивних Н. м. час навчання скорочується в середньому на 30%, а якість навчання така сама, як і при навчанні за розгалуженою навч. програмою.



Навчальні машини в автоматизованому класі

У розробці адаптивних Н. м. визначилися два осн. напрями. Перший з них пов'язаний з побудовою вузькоспеціалізованих тренажерів, призначених для формування навичок роботи на цифро- та букводрукувальних апаратах, навичок швидкого читання тощо. Принцип роботи таких адаптивних Н. м. базується на тому, що темп подавання, складність і відносна частота сигналів змінюються залежно від того, наскільки правильно й швидко реагує навчуваний на сигнал, що йому подається. Ці зміни відбуваються в машині на підставі оцінки кількох (часто — всіх) відповідей навчуваних під час навчання. Другий напрям ставить своєю метою побудову адаптивних Н. м. широкого призначення, придатних для того, щоб навчати різних дисциплін, формувати наприродоманітніші знання та вміння. Навч. програма адаптивної Н. м. широкого призначення передбачає кілька варіантів викладу того самого навч. матеріалу, інакше кажучи, складається з кількох навч. програм звичайного типу, які, проте, мають різні характеристики (різний розмір порцій, неоднакові схеми галуження й число завдань тощо). Треба, щоб варіант програми передбачав достатню кількість пунктів, у яких можливий перехід до інших варіантів. На основі оцінки послідовності відповідей навчуваного адаптивна Н. м. обирає той варіант навч. програми, який дає змогу оптимізувати процес навчання.

Впровадження досить гнучких та ефективних способів керування пізнавальною діяльністю навчуваних (зокрема, адаптивних Н. м.) останнім часом іде по шляху використання ЕЦОМ як Н. м. Це дає змогу не лише забезпечити високий ступінь адаптації до кожного навчуваного, а й навчати методів розв'язування складних задач. Тут об'єктом

машини може забезпечити таке керування, при якому навчуваний від тієї самої першої ситуації може йти різними шляхами, одні з них хибні, а інші — правильні (але не однаковою мірою раціональні). Крім того, при такому керуванні навчуваному надається відповідна специфічна допомога, яка відповідає обраному шляхові розв'язування задачі. Все це дає змогу організувати навчання, близьке до різни індивідуальних занять в досвідченому педагогом-репетитором.

Перелічені особливості ЕЦОМ особливо яскраво виявляються в тих випадках, коли обчисл. машина є не лише засобом навчання, а й об'єктом вивчення. У користувачів ЕЦОМ, що навчаються, при цьому є змога звертатися до машини практично новою предметом, який вони вивчають, — *машиною програмування*, тобто застосовувати вільно конструйовану форму введення своїх відповідей; ця форма, в свою чергу, позитивно впливає на ефективність навчання. Використання обчисл. машин як Н. м. дає змогу розв'язати проблему комплексної автоматизації навч. процесу. При цьому *масиви даних* про хід і результати навчання різних контингентів можна використати як інформаційний банк для довідкових та керуючих систем навч. закладів і установ, які керують нар. освітою.

Лит.: Программоване навчання й електроніка в навч. процесі. М., 1963. Гребень О. М. Додатково А. М. Автоматичні пристрої для навчання Н., 1965 (бібліогр. с. 183—194). Пилипенко В. М. в учебн. процессе М., 1969. Применение цифровых вычислительных машин для обучения программированию Н., 1970. Столяров Л. М. Обучение с помощью машин. Пер. с англ. М., 1965. Ричмонд У. Н. Учителя и машины. Пер. с англ. М., 1968.

Я. І. Гребень, О. М. Довгалло.
НАВЧАЛЬНА ПРОГРАМА — навчальний матеріал, у якому описують знання, вміння й навички, що підлягають засвоєнню, а також (і досить докладно) способи формування їх. Інакше кажучи, у Н. п. описують не лише те, що саме треба учневі знати й уміти після проходження навчального курсу, а й те, як саме йому треба працювати в процесі навчання, щоб засвоїти зміст цього курсу. Матеріал, який описує способи роботи учня, часто становить більшу частину всього навчального курсу, й це в багатьох випадках може бути основною (зовнішньою) відмінністю Н. п. від звичайних підручників. Крім того, Н. п. оформляють у вигляді сукупності відносно невеликих розділів навчального матеріалу, які закінчуються контрольними запитаннями, завданнями або якими-небудь учневі щодо його подальших дій. Ці розділи наз. «порціями навчального матеріалу» (або просто «порціями»). Н. п. становить основу процесу *програмованого навчання*. Їх можна виконувати в друкованій формі — у вигляді книг (див. *Програмований підручник*), на кінострічках, діапозитивах і магнітофонні стрічки. Ці програми розміщують і в пам'яті використовуваних для навчання *цифрових обчислювальних машин* (див. також *Навчальна машина. Автоматизоване навчання клас*).

О. М. Довгалло

НАВЧАННЯ РОЗПІЗНАВАТИ ОБРАЗИ — процес виконання алгоритму розпізнавальної системи для поліпшення або досягнення максимального значення певного заданого критерію, що характеризує якість розпізнавання. Для розв'язування задачі розпізнавання образів без навчання необхідно, щоб у якійсь множині X розпізнаваних зображень x було задано підмножини X_1, X_2, \dots, X_n , що відповідають різним образам. Розв'язати задачу розпізнавання — значить знайти таку систему правил — алгоритм розпізнавання, який для будь-якого зображення x укаже номер підмножини, до якої входить це зображення.

Задача Н. р. о. виникає тоді, коли підмножини X_1, X_2, \dots, X_n надалегіть не відомі і їх треба встановити на основі т. з. *навчальної вибірки*. Навчальна вибірка являє собою певну сукупність зображень, що подаються навчувальній розпізнавальній системі, при цьому подавання кожного зображення супроводиться вказівкою на те, до якої підмножини воно належить. Найцікавішим є випадок, коли до навчальної вибірки входять не всі зображення в множині X , а лише частини їх. Отже, задача навчання полягає в тому, щоб за частинною підмножиною знайти всю підмножину. Таку задачу можна розв'язати лише тоді, коли на підмножини X_1, X_2, \dots, X_n накладено певні обмеження. Ці обмеження можна задавати у вигляді залежності множин $\{X_i\}$ від якогось невідомого параметра, який треба визначити. Напр., припускають, що множини X_i є сфера з невідомим центром або об'єднання невеликого числа таких сфер.

У загальнішому випадку кожному образу відповідає не підмножина X_i у множині зображень X , а якийсь умовний розподіл ймовірностей $p(x/i)$, заданий на множині X . Задача навчання виникає тоді, коли розподіли $p(x/i)$ відомі не повністю, а лише з точністю до невідомого параметра, значення якого треба оцінити на основі відомої навчальної вибірки. При цьому як оцінку найчастіше беруть або найімовірніше значення параметра, коли для цього параметра відомий апріорний розподіл, або найімовірніше значення, коли апріорний розподіл невідомий. Є й така постановка задачі навчання розпізнавання (т. з. *Байєсівське навчання*), коли метою навчання є не найбільша точність визначення невідомих параметрів образів, а найбільша ладність наступного розпізнавання. Результатом навчання в цьому разі є не якась оцінка невідомого параметра, а апостеріорний розподіл його значень. Цей апостеріорний розподіл повністю використовують під час наступного розпізнавання.

Як правило, повне задання розподілів ймовірностей $p(x/i)$ або множин X_i є надмірним, тобто містить інформації більше, ніж це потрібно для знаходження розв'язувальної функції. Тому досить часто задачу навчання формують не як знаходження функції

$p(x/i)$ або множин X_i , а як безпосереднє знаходження розв'язувальної функції на основі навчальної вибірки. При цьому на розв'язувальну функцію накладають обмеження. Припускають, що розв'язувальну ф-цію представлено поліномом невеликого степеня, напр., що вона лінійна, або припускають, що розв'язувальну ф-цію представлено сумою кількох відомих функцій, помножених на наперед невідомі коефіцієнти і т. ін. Схожим різновидом задачі навчання є задача *самонавчання розпізнавати образи*.

Лит. Гітшиков В. М. Теорія алгоритмів. К., 1981 [6 біол.огр. с. 185—186]; Пугачев В. С. Оптимизация обучения автоматических систем в нечетких условиях. «Автоматика и телемеханика», 1967, № 10, А. Я. Берман М. А., Бранерман Э. М., Роговова Л. И. Метод поточесальных функций в теории обучения машин. М. 1970 [6 біол.огр. с. 384]. М. І. Шалейко.

НАГРОМАДЖУВАЛЬНІ СХЕМИ — клас схем дискретної дії, які використовують т. з. нагромаджувальний принцип перероблення інформації. При використанні цього принципу заг. процес перероблення інформації складається з послідовності однотипових елементарних циклів. Результат перероблення в кожному такому циклі визначається як поточною інформацією, так і інформацією, яка є результатом виконання попереднього циклу. За цим принципом, крім сигналів, що несуть поточну інформацію, як вхідні сигнали Н. с. використовують і сигнали, що становлять результат перетворення інформації в попередньому циклі, а значення вихідного сигналу, що є результатом перетворення в даному циклі, запам'ятовується на час виконання відповідного перетворення в наступному циклі. Напр., якщо при послідовному підсумовуванні двох n -розрядних ($n > 1$) чисел використовують нагромаджувальний принцип, то елементарним циклом є підсумовування двох цифр відповідних розрядів доданків з урахуванням переносу, який виникає з результату додавання попередніх (молодших) розрядів. Н. с. однорозрядного суматора в цьому випадку має три входи, на які подаються сигнали, що представляють відповідні розряди доданків і перенос з молодшого розряду, а сигнал на виході, що представляє перенос, запам'ятовується на час виконання наступного елементарного циклу. Можливість реалізувати нагромаджувальний принцип перероблення інформації в схемах дискретної дії забезпечується використанням запам'ятовувальних елементів з колами *зворотного зв'язку*, які при цьому можуть бути щодо власне схеми запам'ятовувального елемента або внутрішніми, або зовнішніми. Найпростішим прикладом Н. с. на основі запам'ятовувального елемента є внутр. кодом зворотного зв'язку є перелічувальна схема на матричному осерді з матеріалу з прямокутною петлею гістерезису, який працює в режимі переміщення за окремими циклами. Прикладом Н. с. із зовнішнім колом зворотного зв'язку є *тригер*. У заг. випадку в Н. с., окрім запам'ятовувальних, можна викорис-

товувати й логічні елементи. Для надійного функціонування повинні виконуватися такі умови: правильного обміну інформацією між запам'ятовувальними й логічними елементами Н. с.: сигнал, згідно з яким інформація знімається в виходу запам'ятовувального елемента (тригера), і сигнал, що перемикає цей елемент, не повинні співпадати в часі. Особливо при використуванні на практиці схем з сигналами знімання й перемикання утворюються, як правило, однократно, то перемикальний сигнал затримують на час дії сигналу знімання за допомогою спец. засобів, напр., ліній затримки або додаткового запам'ятовувального елемента.

Особливості тех. реалізації дискретних пристроїв у класі Н. с. багато в чому визначаються вибором типів запам'ятовувальних та логічних елементів, а також системами зв'язків між ними. Зокрема, при використанні потенціальної системи для синхронізації обміну інформацією в схемі заводять додаткові тригери і застосовують двотактне передавання інформації. Це певною мірою ускладнює їх. При використанні імпульсної системи через необхідність суворого часового узгодження сигналів у пристроях з багатотактним перетворенням інформації особливо ефективна побудова їх саме на основі Н. с. В цілому побудова дискретних пристроїв у класі Н. с. має тенденцію до зникнення затрат обладнання та підвищення швидкодії порівняно з побудовою таких пристроїв у класі комбінаційних схем. Див. також *Імпульсна елементна структура, Потенціально-імпульсна елементна структура, Потенціальна елементна структура ЦОМ*.

Лит. Рабинович З. Л. Асинхронне оперування в асинхронних машинах. М., 1966 (облатор. с. 290-301). Ю. Л. Ісаченко.

НАГРОМАДЖУВАЧ, блок зберігання інформації — частина запам'ятовувального пристрою (ЗП), що викликає середовище (носія запису інформації), став якого відображає закодовану інформацію, і засоби перетворення цього стану на сигнали, природа яких аналогічна до природи сигналів цифрової обчислювальної машини (ЦОМ). Часто Н. має й засоби зворотного перетворення. Здебільшого сучасні ЦОМ працюють з електр. сигналами, а носії інформації використовуються різні — від магнітних і електр. до акустичних і оптичних. Конструктивно Н. являє собою окремий блок, однак іноді в ньому розміщують елементи й інших блоків ЗП. Так буває, коли за принципом роботи запам'ятовувальні елементи подібні до елементів керування (ЗП на інтегральних схемах та останній ступінь адресного дешифратора на феритах у феритових ЗП з лінійним вибиранням) або коли треба зменшити довжину шли, що передають малі сигнали (розміщування підсилювачів відтворення в Н. на тонких магнітних плівках).

У ряді випадків елементи зберігання інформації, окрім основної функції, можуть виконувати й функції останнього ступеня дешиф-

ратора адреси, напр., у феритових ЗП матричного типу (див. *Матриця феритова багатотактна, Матриця феритова шарувата*). Як носій інформації в ЗП можна використовувати дискретні запам'ятовувальні елементи або безперервне запам'ятовувальне середовище (напр., магнітну поверхню). Швидкодіючі ЗП будують майже виключно з дискретних запам'ятовувальних елементів, кожний з них призначений для зберігання одного двійкового розряду — біту. Сукупність запам'ятовувальних елементів, призначена для зберігання одного n -розрядного мал. слова (числа), становить комірку Н. Іноді в комірці зберігається кілька мал. слів. Крім того, слово може бути й поділене на байти. Ф. Н. Шинє.

НАГРОМАДЖУВАЧ НА МАГНІТНІЙ СТРІЧЦІ — запам'ятовувальний пристрій, у якому носієм запису інформації є стрічка магнітна.

НАДІЙНІСТЬ КІБЕРНЕТИЧНИХ СИСТЕМ — здатність систем зберігати свої властивості (безвідмовність, довговічність, ремонтпридатність і збережувальність) протягом заданого проміжку часу за певних умов експлуатації. Додатлі зростаюча різноманітність та віднощальність завдань з передавання, переробки й зберігання інформації приводить до постійного ускладнення кібернетичних систем. Але чим складніші ці системи, тим вони менше надійні. Осн. шляхами подолання цієї суперечності є: підвищення надійності елементів і побудова надійних кіберн. систем з випадіними елементами; розробка систем контролю, які запобігають відмовам і виявляють їх; розробка методів обслуговування складних систем і впровадження структурної та інформаційної надмірності. Істотно роль при цьому відіграє розробка нових методів, методів дослідження Н. к. с.

Осн. методами дослідження Н. к. с. є методи *Імовірностей теорії* і *математичної статистики*. Широко застосовують і методи *інформаційної теорії*, теорії відновлення, *масового обслуговування теорії* і методи статистичного моделювання. Перспективними є застосування теорії марковських і *марковських процесів*, а також теорії старіючих елементів. Коли методи дослідження надійності приводять до аналітичних труднощів, то використовують асимптотичні методи й наближені формули. Розраховані показники надійності можна істотно уточнювати експериментальним аналізом надійності.

З погляду теорії надійності кібернетичні системи звичайно розподіляють на два класи: невідновлювані системи, працездатність яких при відмові звичайно не піддається або не підлягає відновленню в процесі експлуатації, і відновлювані системи, працездатність яких при відмові може відновлюватися в процесі експлуатації (під працездатністю розуміють стан системи, за якого вона здатна виконувати задані функції з параметрами, які встановлено тех. вимогами). Ступінь надійності систем визначають показниками, пов'язаними з явищем

відмови — подією, що полягає в порушенні працездатності. Розрізняють відмови поступові й раптові. Для систем передавання та переробки інформації характерні обоє, тобто самоусувні відмови. Поступові відмови проявляються у вигляді поступового виходу параметрів системи за межі встановлених допусків, а раптові — у вигляді різкої зміни параметрів, які визначають якість системи.

Показниками надійності невідновлюваних систем звичайно є: ймовірність безвідмовної роботи $P(t)$, інтенсивність відмов $\Lambda(t)$ (ймовірність відмови невідновлюваної системи за одиницю часу після даного моменту часу за умов, що відмова до цього моменту не виникла) і середній напрацювання до відмови $T_{\text{серед}}$ (напрацювання — тривалість або обсяг роботи системи). Ці показники визначають за формулами.

$$\Lambda(t) = -\frac{P'(t)}{P(t)},$$

$$P(t) = \exp \left\{ -\int_0^t \Lambda(t) dt \right\},$$

$$T_{\text{серед}} = \int_0^{\infty} P(t) dt.$$

Показниками надійності відновлюваних систем звичайно вважають: ймовірність безвідмовної роботи $P(t)$, напрацювання на відмову (середній час безвідмовної роботи) T ; середній час відновлювання T_0 — середній час вимушеного не регламентованого простою внаслідок відшукування та усушення відмов; параметр потоку відмов $\omega(t)$ — середню кількість відмов відновлюваної системи за одиницю часу, взяту для розгляданого моменту часу; коеф. готовності K_r — ймовірність того, що система буде працездатна в довільно обраний момент часу з проміжках між плановими тех. обслуговуваннями; коеф. тех. використання K_v — відношення напрацювання системи в одиницях часу за якийсь період експлуатації до суми цього напрацювання і часу, витраченого на тех. обслуговування й ремонт за той самий період експлуатації.

Вивчення надійності невідновлюваних систем звичайно базується на припущенні про незалежність їхніх відмов від ін. відмов елементів системи. При осн. з'єднуванні елементів, коли відмова будь-якого елемента призводить до відмови системи, ймовірність безвідмовної роботи \bar{P}

$$P(t) = P_1(t) P_2(t) \dots P_N(t),$$

де $P_i(t)$ — ймовірність безвідмовної роботи i -го елемента системи; N — кількість елементів системи. Коли в системі не всі елементи працюють одночасно, стан системи визна-

чає група тих елементів, які працюють. Постійні інтенсивності відмов $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_N$ відповідають кожному з N станів. При стаціонарному й ергодичному процесі зникнення станів ймовірність безвідмовної роботи визначають за наближеною формулою

$$P(t) = \exp \left\{ -\sum_{i=1}^N \lambda_i P_i t \right\},$$

де P_i — ймовірність того, що в будь-який момент часу система перебуває в стані i .

Щоб спростити аналіз надійності в іднотвірній системі, елементи якої утворюють осн. з'єднання, звичайно припускають, що робота, відмови та відновлювання одного елемента не впливають на надійність інших, а густина розподілу часу безвідмовної роботи елементів системи є неперервною. Якщо час безвідмовної роботи елементів значно більший за час відновлювання, то вважають, що відновлювання відбувається миттєво. Моменти відмов кожного елемента системи утворюють потік відмов, а сума потоків відмов усіх елементів утворив потік відмов системи. З урахуванням зроблених вище припущень потік відмов системи наближено буде Пуассона потоком зі змінним параметром. При тривалій експлуатації потоки відмов елементів стають стаціонарними, а потік відмов системи — Пуассона потоком зі сталим параметром, тобто найпростішим потоком. Це дає змогу одержувати прості й практично прийнятні вирази для показників надійності відновлюваних систем. Якщо часом відновлювання знехтувати не можна, то

$$K_r = T(T + T_0)^{-1}, \quad P(t) = K_r \cdot \exp \{-t/T\}.$$

де величини T і T_0 визначають, припускаючи, що потоки відмов елементів і системи є сталими на заданій ділянці часу.

Одним з осн. методів підвищення Н. к. с. є резервування, основане на введенні резервних частин, які є надлишковими щодо мінім. функціональної структури системи, необхідної й достатньої для виконання заданих функцій. Залежно від способу включення резерву резервування ділять на загальне та роздільне (або поелементне), а за станом резерву — а постійно включеним резервом і заміщенням при навантаженню резерві та ненавантаженню резерві й полегшеному його стані. При постійному резервуванні резервні системи приєднано до основних протягом усього часу роботи й перебувають в однаковому стані з основними. При резервуванні заміщенням резервні системи включаються на місце основних, коли ці останні відмовляють. У випадку навантаженого стану резервних систем режими їхньої роботи такі самі, як і в основній системі. Коли час зникання резервної системи на місце основної практично дорівнює нулеві, а перемикальні пристрої (якщо вони є) абсолютно

надійні, то для невідновлюваних резервних систем маємо

$$P_n(t) = 1 - \prod_{i=1}^n [1 - P_i(t)]$$

де $P_i(t)$ — ймовірність безвідмовної роботи i -ї системи; n — кількість резервних сис-

тем, разом з основною; $T_{\text{серед}} = \int_0^{\infty} P_n(t) dt$.

При невантаженому стані резервних систем режими їхньої роботи полегшено настільки, що практично резерв починає втрачати надійність лише з моменту заміщення системи, яка відмовила. При цьому

$$P_n(t) = P(t) + \int_0^t q(t-\tau) P_{n-1}(\tau) d\tau,$$

де $P(t)$ — ймовірність безвідмовної роботи нерезервованої системи; $P_{n-1}(\tau)$ — ймовірність безвідмовної роботи системи, резервованої ($n-2$) раз; $q(t-\tau)$ — густина ймовірності відмови нерезервованої системи; $T_{\text{серед}} =$

$= \sum_{i=1}^n M\tau_i$, де $M\tau_i$ — математичне сподівання часу безвідмовної роботи i -ї системи. При полегшеному стані резервних систем режими їхньої роботи полегшено настільки, що до моменту заміщення системи, яка відмовила, резервна може відмовити з меншою ймовірністю, ніж у робочому стані. В цьому випадку

$$P_n(t) = 1 + \int_0^t [1 - P_n^{(n)}(\tau) P_n^{(p)}(\tau, t)] dP_{n-1}(\tau),$$

де $P_n^{(n)}(\tau)$ — ймовірність безвідмовної роботи n -ї системи в неробочому стані; $P_n^{(p)}(\tau, t)$ — умовна ймовірність того, що n -а система не відмовить у робочому стані на відстані часу (τ, t) за умов, що вона не відмовила на відстані ($0, \tau$); $P_{n-1}(\tau)$ — ймовірність безвідмовної роботи системи з однієї робочої та ($n-2$) резервних систем.

При аналізі надійності відновлюваних резервних систем звичайно припускають, що час безвідмовної роботи і час відновлення осн. та резервних систем розподілені за показниковим законом. Це дає змогу використати однорідні марковські процеси. Якщо час безвідмовної роботи і час відновлення розподілені за довірливим законом, то розрахувати надійність таких систем стає значно складніше, й через це одержують і застосовують наближені формули, які задовольняють запити практики. Для дубльованої системи, в якій час безвідмовної роботи осн. та резервної систем розподілено за показниковим законом, а час відновлення розподілено довільно, при малій ймовірності відмови дубльованої системи за час між послідовними моментами відновлення,

$$T = (\Lambda)^{-1} + \{(\Lambda + \Lambda_1) \int_0^{\infty} (1 - e^{-\Lambda t}) dG(t)\}^{-1},$$

де Λ — інтенсивність відмови робочої системи; Λ_1 — інтенсивність відмови резервної системи; $G(t)$ — закон розподілу часу відновлення. Ймовірність безвідмовної роботи визначають за наближеною формулою:

$$P(t) \approx \exp\left\{-\frac{t}{T}\right\}. \text{ При навантаженому ре-}$$

зерві $\Lambda = \Lambda_1$, а при невантаженому $\Lambda_1 = 0$. Якщо час безвідмовної роботи і час відновлення розподілено довільно, то середній час безвідмовної роботи дубльованої системи для невантаженого резерву

$$T = T_1 + \frac{T_1}{\alpha}, \quad \alpha = \int_0^{\infty} [1 - G(t)] dF(t),$$

а ймовірність безвідмовної роботи

$$P(t) \approx \exp\left\{-\frac{\alpha t}{T_1}\right\},$$

де T_1 — серед. час безвідмовної роботи осн. та резервної систем, $G(t)$ — закон розподілу часу відновлення осн. та резервної систем; $F(t)$ — закон розподілу часу безвідмовної роботи осн. та резервної систем. Останні дві формули справджуються, якщо припустити, що час відновлення системи значно менший за час безвідмовної роботи системи, тобто величина α мала. Для навантаженого резерву як це мище припустили щодо часу безвідмовної роботи та відновлення, напруження на відмову для резервованої системи, яка складається з ($n-1$) резервних систем, визначають так:

$$T = \frac{T_1}{n} \left[\left(1 - \frac{T_1}{T_2}\right)^n - 1 \right],$$

де T_1 — середній час безвідмовної роботи осн. та резервних систем; T_2 — серед. час відновлення осн. та резервних систем. Остання формула припускає, що час роботи резервованої системи в середньому значно більший за час роботи однієї системи, а час відновлення резервованої системи в середньому значно менший за час відновлення однієї системи.

Лит.: Полорко А. М. Основы теории надежности. М., 1964 [Бібліогр. с. 439—443]; Гнеденко Б. В., Веласе Ю. К., Соловьев А. Д. Математические методы в теории надежности. М., 1965 [Бібліогр. с. 516—521]; Коалов В. А., Ушаков Н. А. Краткий справочник по расчету надежности радиоэлектронной аппаратуры. М., 1966 [Бібліогр. с. 425—430]; Ежов И. И., Корольков В. С. Полумарковские процессы и их приложения. «Известия» 1967, № 3 Теория надежности и массовое обслуживание. М., 1969, Барлоу Р., Прозак Ф. Математическая теория надежности. Пер. с англ. М., 1969 [Бібліогр. с. 471—482].

А. М. Бондаренко, А. Ф. Верлань.
НАДІЙНІСТЬ РОЗПІЗНАВАННЯ — ступінь відповідності між рішеннями, що їх приймає розпізнавальна система, і справжньою надійністю розпізнаваних об'єктів. Кількіс-

ного мірою H . р. може бути будь-яка зростаюча ф-ція ймовірності правильних відповідей розпізнавання. H . р. є окремим випадком *рисунку розпізнавання*. Існує аналогія між H . р. та правильністю передавання інформації дискретного каналу з'ясу. Для розрахунку H . р. треба знати властивості розпізнаваних об'єктів, алгоритм розпізнавання й точність їх реалізації його, тобто похибки обчислення й порівняння між собою мір схожості (див. *Схожості критерій*). Якщо такий розрахунок неможливий, адаються до експериментального аналізу H . р., що ґрунтується на одержуванні статистичних оцінок ймовірності: потривання в області правильних відповідей. Якщо з змога реконструвати значення мір схожості, такі оцінки будують за вибірковими розподілами цих мір. У протилежному разі обмежуються аналізом частот правильних відповідей. Це дає грубіші оцінки H . р. Для будь-яких експериментальних оцінок H . р. зазначають їхню точність у вигляді *довірчих інтервалів*, залежних від точкових оцінок H . р., обсягів виборки і заданих довірчих ймовірностей. В. К. Євдоким

НАДМІРНІСТЬ ПОВІДОМЛЕНЬ — величина r , яка показує, наскільки ефективним є подання повідомлень в алфавіті A . В разі дискретних повідомлень величина $r = 1 -$

$$-\frac{H}{\log M}, \text{ де } H \text{ — ентропія повідомлень, } M \text{ —}$$

кількість символів алфавіту A , що використовується для подання (кодування) повідомлень; h — середня довжина кодівих слів, основа логарифма збігається з основою логарифма у виразі для H . Прикладом неефективного кодування є подання повідомлень, напр., російською мовою за допомогою 63-х російського алфавіту. Надмірність російської мови лежить у межах від 0,5 до 0,8. Приблизно в тих самих межах лежить надмірність і інших розмовних мов.

Методи оптимального статистичного кодування дають змогу зменшувати H . а. Для кодування статистично незалежних повідомлень з нерівномірним розподілом ймовірностей можна використовувати метод Шеннона-Фано, метод Хаффмена та ін. Осн методом кодування статистично залежних повідомлень є укрупнення повідомлень, тобто об'єднання повідомлень у блоки та застосування кодування блоків одним з відомих методів кодування незалежних повідомлень. У разі неперервних повідомлень тривалості T і скінченного алфавіту A під H . п., поданих в алфавіті A з точністю ϵ (про вибір міри точності див. *Ентропія-ентропія*), розуміють величину

$$1 - \frac{H_{\epsilon}}{\log M}, \text{ де } H_{\epsilon} \text{ — ентропія повідомлень,}$$

тобто мінімальна кількість одиниць інформації за 1 сек, яка дає змогу відновити неперервне повідомлення з точністю, не меншою за ϵ . Зменшення H . п., що зберігає міру точності, наз. стисненням повідомлень. Стиснення можна виконати за допомогою двох операцій:

дискретизації (тобто подання повідомлень скінченною кількістю дійсних чисел) і *квантування* (тобто подання кожного дійсного числа за допомогою символів деякого скінченного алфавіту). Задача дискретизації зводиться до вибору апроксимації повідомлення скінченим рядом. Задача квантування аналогічна задачі оптимального статистичного кодування. В. Д. Колесник

НАДМІРНІСТЬ СИСТЕМИ — переваження обсягу сигналів або міри складності структур системи порівняно з їхніми мінімальними значеннями, необхідними для того, щоб виконати поставлене завдання. Так визначають H . с., коли цю систему розглядають на рівні тех. реалізації, тоді осн. видами H . с. є сигнальна й структурна надмірності. На абстрактному рівні говорять про інформаційну H . с., тобто про надмірність у кількості інформації, яку переробляють, і про алгоритмічну H . с., тобто надмірність у складності алгоритмів функціонування системи. Розрізняють штучну й природну надмірності. Проблема H . с. пов'язана з трьома осн. завданнями: 1) введенням штучної надмірності з метою поліпшення осн. характеристик системи (завадостійкості або точності, надійності тощо); 2) зменшенням природної інформаційної надмірності, щоб спростити систему (див. *Надмірність повідомлень*); 3) раціональним використанням надмірності універсальних багатофункціональних систем і *масового обслуговування систем* у періоди недовантаження. Сигнальну надмірність застосовують для підвищення як завадостійкості, так і надійності, структурну надмірність — лише для підвищення надійності системи.

На рівні тех. реалізації обробки інформації відображається у своїх фів. носіях — сигналах, а алгоритми реалізують структуру — тех. пристрої, які виконують задачі алгоритмом перетворення сигналів. Для вимірювання H . с. вводять двох поняття: 1) сигнали мінім. обсягу V_0 , потрібні для відображення використовуваних інформаційних процесів із заданою точністю за умови, що сигнали не було створено в системі, 2) структури мінім. складності S_0 , які реалізують алгоритм системи з заданою точністю за умови, що структури в процесі роботи не змінюють своїх робочих характеристик. Для оцінювання складності структури на існує загальноприйнятого способу, певні переваги має інформаційний спосіб. Введення одного виду H . с. приводить до необхідності застосувати й другий. У цьому випадку коефіцієнт сигнальної надмірності $r = \alpha V/V_0$, де V — фактичний обсяг сигналів; α — коефіцієнт просторового дублювання сигналів ($\alpha > 1$, якщо структури є надмірністю). Отже, сигнальна надмірність може бути пов'язана як з ускладненням сигналів порівняно з найпростішими можливими, так і з просторовим дублюванням їх у блоках надмірної структури. Аналогічно, коеф. структурної надмірності $S = \beta S/S_0$, де S — фактична

складність структури, β — коеф. тимчасового завантаження структури ($\beta > 1$, якщо обробляються сигнали з надмірністю). Отже, структурна надмірність може бути пов'язана як з ускладненням структури порівняно з найпростішою можливою, так і зі збільшенням часу завантаження при обробці сигналів з надмірністю.

Щоб знайти границю можливого значення сигнальної надмірності, систему поділяють на дві частини: 1) підсистему, до якої в тій чи іншій формі входить канал передавання інформації, 2) підсистему, до якої в тій чи іншій формі входить канал обчислення. У першій підсистемі границю Н. с. визначають за інформаційним резервом $R_0 = V_k/V_c$, де V_k — верхня, обмежена пропускною здатністю каналу границя кількості інформації, яку можна передати по каналу за час T його роботи; V_c — обсяг сигналів, що дорівнює мінім. кількості інформації, яку має бути передано для відтворення повідомлень джерела із заданою точністю. Резерв можна подати у вигляді трьох співвідношень: резерву за часом, частотою й за числом градацій інтенсивності. Вводять Н. с., практично використовують лише перші два аспекти резерву. Для обчислення каналу не доведено, чи існує скінченна швидкість обчислень при якій загодно малій імовірності помилки, тобто пропускуна здатність. Тому оцінку інформаційного резерву для другої підсистеми можна дати тільки наближено: $R_0 < C_0 T / I$, де C_0 — швидкість обчислень при малій імовірності помилки (меншій за допустиму) I — кількість інформації, яку треба обробити за час T . Є три основні способи введення надмірності в сигнали багаторазове повторювання інформації, введення в дискретні сигнали додаткових елементів і метод надмірних змінних. Багаторазове повторювання інформації I можливо в часі і за частотою. В першому випадку інформація повторюється через послідовні інтервали часу. В другому — при передаванні інформації використовують широкосмужні методи модуляції — частотний (ЧМ) та імпульсний (ІМ). Так, у спектрі сигналів з ІМ передавана інформація багаторазово повторюється навколо гармонік частоти слюдування імпульсів. Під час приймання проводиться когерентне додавання. Виграш у завадостійкості можливий тоді, коли знаходяться в інтервалах повторення — слабо кориговані. Хибя методу — наявність порога, при перевищенні завадами якого завадостійкість різко зменшується внаслідок втрати «стандарту когерентності». Введення в дискретні сигнали додаткових елементів застосовують при передаванні та обробці інформації. Для цього найчастіше використовують коди з надмірністю. Для обчисл. пристроїв перспективним є використання кодів у системі залишкових класів. При цьому можна здійснити контроль і виправлення помилок у всіх вузлах ЦОМ. Недолік кодування з надмірністю —

ново потребує значного ускладнення апаратури. Метод надмірних змінних застосовують в обчисл. пристроях. При цьому початкова задача у вигляді скінченних, диференціальних, різницевих чи інтегральних рівнянь містить x_i змінних x_i , замість яких вводять $l > n$ нових змінних y_j . Змінні x_i та y_j можуть бути пов'язані довільно, але так, щоб початкові змінні можна було обчислити у ф-ції від нових змінних. На них накладають додаткові умови, і замість початкової задачі розв'язують перетворену початкову задачу, змішану в додатковою задачу. З того, чи правильний відомий розв'язок додаткової задачі, можна робити висновок про правильність перебігу обчисл. процесу загалом і визначати заходи, щоб виправити помилки, які виникають. Метод можна застосовувати й у вимірювальних та керуючих системах.

Структурну надмірність можна вводити на таких рівнях організації системи: 1) на рівні елементів, 2) на рівні функціональних блоків, 3) на рівні підсистем. Перспективним є введення Н. с. на рівні функціональних блоків. Принципи побудови системи з надмірністю вводяться до того, що систему поділяють на функціональні блоки; надмірність розподіляють між блоками; кожен блок будується за мажоритарним принципом — у вигляді непарного числа паралельних однотипних блоків, виходи яких подаються на розв'язувальний орган, що приймає рішення за більшістю. Розв'язувальний орган коригує помилки і перешкоджає їхньому надходженню в наступні блоки. Розподіл надмірності має бути такий, щоб забезпечувалась однакова надійність усіх блоків, незалежно від відносних затрат.

Щоб оцінити виграш від введення надмірності, доцільно використати критерій функціональної ефективності системи, який виставляє досягнуту імовірність виконання задачі P (що має бути не менша за потрібну) в загальних затратах C , які об'єднують інформаційні, алгоритмічні й тех. затрати: $F = P/C$. Імовірність виконання задачі залежить в основному від завадостійкості (точності) й надійності системи. При введенні одного виду надмірності неминує вводитися й другий, тому поліпшення завадостійкості, як правило, супроводиться погіршенням надійності, і навпаки; крім того, збільшуються загальні затрати. Все це враховує критерій функціональної ефективності, який одразу показує, чи поліпшується система з введенням надмірності. Дослідження можна провести в заг. вигляді, якщо виникнення спотворень у сигналах через перешкоди або виникнення відмов у структурах внаслідок діяння випадкових збурень описує однакова схема з незалежними подіями.

Нехай у робочі сигнали (або, відповідно, в структуру) вводяться l — і надмірний елемент, де l — коефіцієнт надмірності. Спотворення елементів сигналів (або відмови елементів структури) виникають незалежно з імовірністю p . В системі з'являється помилка

в сигналах (або порушується робота структури), якщо не менш як в m елементах ланки-ла помилки (або відмови), де $m = [Cr]$, $0 < C < 1$ ($[Cr]$ — ціла частина числа в квадратних дужках). Ймовірність помилки в сигналах (або відмови в структурі) при введенні надмірності визначається за формулою:

$$P_r = \sum_{k=0}^r C_r^k p^k (1-p)^{r-k}.$$

Щоб оцінити зміну функціональної ефективності підсистем, в яку введено надмірність, застосовують коефіцієнт $F_r = \gamma/B$, де γ враховує зміну ймовірності виконання задачі, а B — зміну відносних затрат. Практично найцікавішим є випадок, коли коеф. надмірності порівняно невеликий ($r \leq 20$), так само як і адатність розв'язувального органа виправляти ($n \leq 5$), а вихідна ймовірність помилок у сигналах (або відмов у структурах) $p \leq 10^{-2}$. Тоді в наведеній вище сумі для ймовірності помилок (або відмови) при введенні надмірності можна обмежитися першим членом, що в зазначених умовах дає похибку, меншу за 10%:

$$P_r \approx \frac{r(r-1) \dots (r-n+1)}{n!} p^n [1 - (r-n)p].$$

Граничний ефект від введення надмірності реалізується тоді, коли $r = r_0 = 2n - 1$. При цьому й с. використовуються найефективніше, але й розв'язувальний орган повинен мати граничну туттєвість. У таблиці подано результати розрахунків для цього випадку, якщо припустити, що вихідна ймовірність помилки (чи відмови) $p = 10^{-2}$, а затрати змінюються пропорційно до введеної надмірності $B = br$, при $b = 1$.

Розрахунок надмірності системи

n	r_0	Виграш у збереженості (надійності), разів	Виграш у функціональній ефективності, разів
2	3	3,3 10^4	1,1 10^4
3	5	8 10^4	2 10^4
4	7	2,8 10^5	4 10^4
5	9	8,1 10^5	9 10^4

Ці результати є граничними для сигнальної (чи структурної) надмірності й розв'язувального органа, побудованого за мажоритарним принципом, коли помилки (чи відмови) описує схема з незалежними подіями. За цих умов виграш у функціональній ефективності системи може бути значний.

Розвитком досліджень в теорії та практичного застосування Н. с. в СРСР сприяли 1-й, 2-й і 3-й симпозиуми з цієї проблеми (Ленінград, 1964, 1966, 1968), на яких було подано й обговорено результати досліджень щодо розробки осн. понять теорії надмірностей, а також з питань дослідження виграшу у функціональній ефективності системи з над-

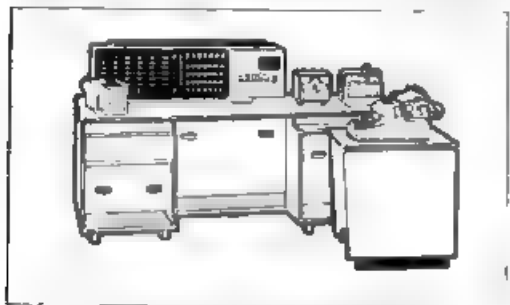
мірністю, щодо дослідження методу надмірних змінних та його застосування, щодо використання кодування в заліпкових класах для підвищення надійності ЕЦОМ, а дослідження загальних законів систем і ролі надмірності тощо.

Лит. Игнат'єв М. П., Михайлов В. В. Метод помилкових функціональної надійності и точности вычислительных устройств. М., 1964 (Обзор с 35). Мелезнов Н. А. Проблема использования избыточности в информационных системах — Торгашев В. А. Корректирующие коды в системе остаточных классов. ИКИ. Системы обработки и передачи информации. М., 1980. Акуликин И. Н., Котляцкий Д. И. Машинная арифметика в остаточных классах. М., 1988 (Обзор с 6). 430—433; Использование избыточности в информационных системах. М., 1970. М. А. Желазов.

«НАІРІ» — сімейство електронних цифрових обчислювальних машин загального призначення з мікропрограмним принципом побудови і структурно реалізованою системою автоматичного програмування. Ці машини призначені для розв'язування широкого кола інженерних і науково-тех., а також деяких типів планово-економ. і обліково-статистичних задач. Їх розроблено в Брєнзівському м.-д. ін-ті матем. машин. До складу сімейства «Н» входять машини: «НАІРІ-1» (розробляти її закінчили 1964) і модифікації «НАІРІ-М» (1965), «НАІРІ-С» (1967), «НАІРІ-2» (1967) та інші машини, виконані на дискретних напівпровідникових елементах, та «НАІРІ-3» (дів. мал.), розроблена 1970, а модифікацією «НАІРІ-3-1» на інтегральних гібридних мікросхемах. Зазначені моделі різняться елементною базою, ємністю оперативної пам'яті (1К — 16К слів), кількістю й складом аовн. пристроїв (введення — виведення з перфокарт, алфавітно-цифровий друк, аовнішній ЗП, дистанційні пульти).

У ЦОМ сімейства «Н» застосовано великої ємності постійний ЗП (ПЗП) на феритових осердях для зберігання бібліотеки підпрограм і ОЗП невеликої ємності для запам'ятовування вводжуваної інформації та оперативної обробки її. Пристрій керування створено за мікропрограмним принципом з використанням певної частини ПЗП для зберігання мікропрограм, ариф. пристрій (АП) побудовано на одному універсальному регістрі — суматорі з фіксованими комірками ОЗП, які є допоміжним регістрами ЗП. Принцип паралельної дії й методи побудови та організації структури, закладені в «Н», дають можливість легко перенадаждувати машини відповідно до вимог, які виникають у процесі експлуатації, складати ефективні мікропрограмні діагностичні тести, економічно і просто реалізувати засоби, які полегшують зв'язок людини з машиною (збудована система автомат. програмування; гнучка й універсальна мова машини, близька до звичайної математичної), зберігати в касетах ПЗП програми задач, які часто трапляються, й виконувати їх без попередньої підготовки, а також зберігати програми нових задач, які не входять до складу матем. забезпечення машини, закомітованими в додаткових касетах ПЗП, й це дає змогу розширити бібліотеку програм.

«Наїрі-3» являє собою новий етап розвитку малих вітчизняних машин «Н» з використанням гібридних мікросхем. Цю машину побудовано за агрегатно-блоковим принципом. Новий принцип організації мікропрограмного керування в ній забезпечив високу щільність зберігання великих масивів мікрокоманд (до 120 тис.) і значне зменшення часу такту машини, дав змогу спростити подання мікропрограм і зменшити обсяг потрібної інформації для подання їх та використовувати загальний ПЗП для зберігання



Цифрова обчислювальна машина «Наїрі-3».

мікропрограм і програм при змінному розподілі пам'яті між ними, а також зберігати мікропрограми в ОЗП та використовувати мікропрограми як процедуру. Конфігурація «Наїрі-3», а також закладені в структуру «Наїрі-3» апаратні засоби дають можливість здійснити на основі методів мікропрограмної емуляції програмну сумісність її з іншими ЦОМ ДП. Осавця Г. К., Зяленець К. К., Оганян Г. А. Некоторые особенности микропрограмного принципа, примененного в ЦИЭМ «Найри». «Вопросы радиоэлектроники. Серия Электронная вычислительная техника», 1966, в. 7, Грубова В. М., Мирда В. С. Электронные вычислительные машины и моделирующие устройства. Справочник. К., 1969 (библиогр. с. 179—181).

Х. Н. Билалов

НАЙКВИСТА КРИТЕРІЙ — один із *стійкості критеріїв*.

НАЙМЕНШИХ КВАДРАТІВ МЕТОД — один з найпоширеніших *пряких методів* розв'язування задач прикладної математики. Широкого застосування Н. к. м. набув у теорії *похибок* для відшукування однієї або кількох невідомих величин за результатами вимірювань, які містять випадкові похибки. Напр., у найпростішому випадку Н. к. м. застосовують так. Нехай для відшукування значення невідомої величини x проведено n незалежних вимірювань, що дає значення y_1, y_2, \dots, y_n , тобто $y_i = x + \delta_i$, $i = 1, 2, \dots, n$, де випадкові похибки δ_i є незалежними *випадковими величинами* з середнім значенням, яке дорівнює 0, і дисперсією σ_i^2 . Згідно з Н. к. м., за значення x беруть таке x , для якого буде найменшою сума квадратів

$$S(x) = \sum_{i=1}^n p_i (y_i - x)^2.$$

Тут $p_i = \frac{k}{\sigma_i^2}$ — ваги здійснених вимірювань;

коэф. $k > 0$ можна вибирати довільним. Для того, щоб сума $S(x)$ була найменшою, необхідно за x вибрати

$$\bar{x} = \frac{\sum_{i=1}^n p_i y_i}{\sum_{i=1}^n p_i}.$$

Н. к. м. використовують також для наближеного представлення заданої ф-ції іншими, простішими (див. *Апроксимація функцій середньоквадратична*).

Н. к. м. було узагальнено й застосовано також до розв'язування операторних рівнянь (див. *Рівнянь класифікація*). Згідно з цим методом наближений розв'язок операторного рівняння $Ax = y$ звичайно відшукують у вигляді розв'язання за заданою системою елементів, яка належить тому ж просторові (див. *Простір абстрактний*), що й x , і невідомі коэф. цього розв'язання знаходять з умови мінімуму $\|Ax - y\|$ — квадрата норми відхилення (див. *Операторні рівняння способи розв'язування, Проекційні методи*).

А. І. Вергасовський.
НАЙШВИДШОГО СПІВІСНУ МЕТОД — метод мінімізації функції $f(x)$ на всьому просторі E^n . Полягає він у побудові послідовності $\{x^k\}$ за ф-лою:

$$x^{k+1} = x^k - \epsilon(x^k) \cdot \nabla f(x^k), \quad (1)$$

де $\nabla f(x^k)$ — *градієнт функції* $f(x)$ в точці x^k , а $\epsilon(x^k)$ вибирають з умови

$$\min_i f(x^k - \epsilon \nabla f(x^k)) = f(x^k - \epsilon(x^k) \nabla f(x^k)). \quad (2)$$

Метод уперше запропонував франц. математик О. Коші (1799-1857). Широке використання цього методу зумовлено тим, що в напрямі антиградієнту $-\nabla f(x)$ похідна ф-ції по напрямку досягає найменшого значення. Якщо градієнт $\nabla f(x)$ неперервний за x , а $f(x) \rightarrow +\infty$ при $x \rightarrow \infty$, то при будь-якому початковому наближенні $\nabla f(x^k) \rightarrow 0$ при $k \rightarrow \infty$. Якщо при цьому x^0 — єдина стаціонарна точка, то $x^k \rightarrow x^*$, де $f(x^*) = \min_x f(x)$. Якщо ж

$f(x)$ неопукла і стаціонарних точок кілька, то послідовність $\{x^k\}$ може, зважаючи на жорсткість, не збігатися навіть до *екстремуму локального* ф-ції $f(x)$. Нехай існує матриця Гессе $H(x) = -\left\{ \frac{\partial^2 f}{\partial x_i \partial x_j} \right\}_{i,j=1}^n$, додатно означена в кожній

точці x . Тоді для послідовності (1) $x^k \rightarrow x^*$, починаючи з деякого номера N , виконується нерівність $\sum_{i=1}^n (x_i^{k+1} - x_i^*)^2 \leq q \sum_{i=1}^n (x_i^k - x_i^*)^2$

при $k \geq N$, де $\tau = \left| \frac{M(x^k) - m(x^k)}{M(x^k) + m(x^k)} \right| < 1$,

x^k — k -та координата x^k , $M(x^k)$ і $m(x^k)$ — відповідно найбільше й найменше власні значення матриці $H(x^k)$. Б модифікація методу, коли $\tau(x^k) = \tau > 0$ — const, тобто

$$x^{k+1} = x^k - \tau \nabla f(x^k). \quad (3)$$

Якщо градієнт $\nabla f(x)$ задовольняє умову Лібінши, то для послідовності (3) при виконанні вищевказаних припущень справджуються відповідні властивості послідовності (1).

Р. А. Ділан, М. О. Прима.

НАЛАДЖУВАЛЬНІ ПРОГРАМИ — програми, призначені для спрощення процесу виявлення помилок у заданій програмі, допущених під час складання П. В. Н. п. широко використовують метод прокручування, що дає змогу одержувати додаткову інформацію під час виконання заданої програми. В ряді випадків сукупність Н. п. організовують у систему, для якої розробляють спец. мову. Цією мовою Н. п. подаються інформація про режим виконання програми та відомості про процес обробки. Одиницями мови наладжувальних є оператори, які задають дії, що їх значайно виконують при наладуванні на машині. До таких дій належать, наприклад, замінування, видалення або вставлення окремих фрагментів програми, друкування значень заданих величин, міток, кількості повторень заданих циклів тощо. За приклад системи Н. п. може бути альфа наладжувальник, що входить до складу альфа-системи.

Г. Д. Фролов.

НАПІВМАРКОВСЬКИЙ ВИПАДКОВИЙ ПРОЦЕС — випадковий процес із скінченною або зліченною множиною станів, у якого, на відміну від марковського процесу, ймовірність переходу з одного стану до іншого залежить від часу, проведеного ним у першому стані. Математично Н. в. п. визначають так. Нехай задамо множину станів процесу $X = \{x_1, x_2, \dots\}$, процес визначено на $[0, \infty)$. $x(t)$ — його стан у момент t . Припустимо, що в початковий момент процес перебуває в якомусь стані x_1 , позначимо через t момент виходу процесу з цього стану, $x(t+0)$ — його стан відразу після виходу зі стану x_1 . Визначимо набір ф-цій, що визначають Н. в. п. $F_{ij}(t) = P\{x(t+0) = x_j, t < t/x(0) = x_1\}$, $i \neq j$. Припускають, що перейшовши у стан x_j , процес протікає надалі так само, ніби він в x_j перебував у початковий момент t для його наступної еволюції не має значення, як він потрапив у стан x_j . Н. в. п. можна перетворити на марковський процес, якщо додати ще одну компоненту E_t , яка означає час, проведений процесом у стані $x(t)$ з моменту попадання в цей стан. Отже, пара $\{x(t), E_t\}$ утворює марковський процес, фазовим простором якого є множина пар $\{x_i, z\}$, де $x_i \in X$, $z \in [0, \infty)$. Числа $F_{ij}(\infty)$ дають ймовірність того, що Н. в. п. перейде із стану x_i у стан x_j . Якщо

розглянути послідовність τ_1, τ_2, \dots — моментів, коли система здійснює переходи із стану в стан, то послідовність $x(0), x(\tau_1+0), \dots, x(\tau_n+0), \dots$ буде однорідним марковським ланцюгом з ймовірностями переходу $P\{x(\tau_n+0) = x_j/x(\tau_{n-1}+0) = x_i\} = P_{ij}(\infty)$. Цей марковський ланцюг наз. вкляденим ланцюгом Маркова для Н. в. п. Його властивості істотно впливають на ергодичні властивості Н. в. п. Важливим завданням теорії Н. в. п. є визначення ймовірностей $P_{ij}(t)$ того, що Н. в. п. в момент t перебуватиме у стані x_j , якщо в початковий момент часу він перебував у стані x_i . Для виведення співвідношень зручно користуватися перетвореннями Лапласа ф-ції $P_{ij}(t)$ якщо покласти для

$$\lambda > 0 \quad L_{ij}(\lambda) = \int_0^\infty e^{-\lambda t} P_{ij}(t) dt, \quad a_{ij}(\lambda) = - \int_0^\infty e^{-\lambda t} d_t F_{ij}(t), \quad b_i(\lambda) = \int_0^\infty \left[1 - \sum_j P_{ij}(t) \right] \times \\ \times e^{-\lambda t} dt,$$

то справджуються система рівнянь

$$L_{ij}(\lambda) = b_i(\lambda) \delta_{ij} + \sum_k a_{ik}(\lambda) L_{kj}(\lambda),$$

з якої у випадку скінченної множини станів однозначно визначають ф-ції $L_{ij}(\lambda)$, а за їхньою допомогою — ймовірності $P_{ij}(t)$. Для Н. в. п., якщо припустити, що вклядений ланцюг — ергодичний, встановлюють ергодичні теореми про існування границі $\lim_{t \rightarrow \infty} P_{ij}(t)$ та існування з ймовірністю 1 границі середніх за часом

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \int_0^t g(x(s)) ds,$$

де $g(x)$ — якась обмежена ф-ція на станах процесу. Див. також *Ергодична теорія*.

А. В. Скороход.

НАПРАЦЮВАННЯ НА ВІДМОВУ — середній час роботи обчислювальної машини між двома відмовами, що виникли послідовно. Розрізняють обчисл. машини відновлювані й невідновлювані (залежно від тех. можливості та економ. доцільності усунення відмови). Н. на в. використовують, щоб задати рівень надійності відновлюваних обчисл. машин. Для невідновлюваної обчисл. машини використовують термін «середній час безвідмовної роботи обчислювальної машини», що його визначають як матем. сподівання часу від моменту початку роботи обчисл. машини до моменту виникнення відмови. І. В. Сабонов.

НАПРАЦЮВАННЯ НА ЗБІЙ — середній час роботи обчислювальної машини між двома послідовно виниклими збоями (днів. Збій ЦОМ). Н. на з. використовують, коли задають рівень надійності кібернетичних систем, у яких можливі корекції помилок, спричиняє-

них збоси. Коли ж корекція помилки неможлива, використовують термін «середній час беззбійної роботи обчислювальної машини», визначуваний як матем. сподівання часу від моменту початку роботи обчисл. машини до моменту виникнення першого збою.

І. В. Сефенас.

НАУКА УПРАВЛІННЯ — міждисциплінарна наука, яка охоплює систему знань про управління як цілісне, комплексне соціальне явище й синтезує всі аспекти, функції й стадії процесів управління. Розрізняють три класи систем управління: керування механізмами, машинами й технологічними процесами; керування процесами, що відбуваються в живій природі, управління суспільними (соціальними) процесами. Предметом вивчення Н. у. є системи соціального типу. В системі управління соціальними процесами в умовах соціалізму, суспільства виділяють три осн. сфери управління: політичну, державну й економічну. Потреба вивчати проблеми управління в усіх їхній багатоманітності зумовлює необхідність комплексного, інтегрального підходу, який реалізується в рамках Н. у. Формування Н. у. відбувається в тісній взаємодії з кібернетикою, аналізом систем, інформаційною теорією, операцій дослідженнями та ін. Так, кібернетика, виходячи з заг. поняття керування, формулює принципи, застосовні до будь-якої системи, математично описує спільні для різних систем закономірності керування. Специфіка управління соціальними процесами потребує досліджень в економіці, соціології, психології й правових питань. Для формування єдиної Н. у. узагальнюють різні теоретичні та емпіричні дані. Особливе місце в Н. у. посідає проблема єдності в управлінні. Створення складних систем керування типу систем «людина — машина», в яких процес розв'язування проходить у діалогов режимі між людиною й ЕЦОМ, є найперспективні-

шого управління суспільством зараз приділяється велика увага. Важливість наукового управління підкреслено в Звітній доповіді ЦК КПРС XXIV з'їздом партії, в Директивах з'їзду по п'ятирічному плану розвитку народного господарства СРСР на 1971—75 роки. Головні напрями вдосконалення системи управління на сучас. етапі, накреслені XXIV з'їздом КПРС, полягають у підвищенні наукового рівня планування; в удосконаленні організаційної структури, в послідовному за проведення лєнінського принципу індивідуальної відповідальності; в посиленні економічного стимулювання, в ширшій участі трудящих в управлінні. В Директивах з'їзду по дев'ятому п'ятирічному плану записано: «Вдосконалення системи й методів управління й планування повинно бути спрямоване насамперед на забезпечення всебічної інтенсифікації суспільного виробництва й підвищення його ефективності, що є основною ланкою економічного розвитку країни як на найближчі роки, так і на тривалу перспективу, найважливішою умовою створення матеріально-технічної бази комунізму» (Матеріали XXIV з'їзду КПРС, М., 1971, с. 333). Актуальність питань вдосконалення управління всіма ланками нар. є-ва визначається рядом об'єктивних факторів: зростання масштабів виробн. та якісними зрушеннями в економіці; переходом від екстенсивних до інтенсивних тенденцій розвитку економіки; значним прискоренням науково-тех. прогресу. Сучас. науково-тех. революція, яка спричиняє глибокі якісні зміни в усіх областях матеріального виробн. і суспільства, пропонує раціональніше використання наявних у ній потенціальних можливостей, науково обгрунтоване управління цим процесом. Ряд специфічних характеристик науково-тех. прогресу в сучас. епоху обумовлює нові вимоги до соціального управління.

Зростає складність керування систем, потребує улагоженного управління всім комплексом організаційних, інформаційних та екон. зв'язків і відносин. Масштабність сучас. науково-тех. прогресу й його впливу на соціальні процеси, які відбуваються в суспільстві, вимагають, щоб управління дедалі більшою мірою виходило з загальносистемних критеріїв соціальної ефективності й народногосп. доцільності, а не з інтересів окремих частин керованої системи. Прискорені темпи науково-тех. прогресу спричиняють потребу частіше оновлювати склад тех. засобів, продуктів виробн., професійну структуру кадрів та інші параметри керованих систем. Науково-тех. прогрес викликає до життя цілком нові завдання управління. Прикладом таких завдань є завдання сумісного планування наук. досліджень і працт. використовувати їхні результати на основі широкого застосування методів прогнозування й програмного управління розвитком економіки.

Науково обгрунтоване й ефективне управління суспільством передбачає наявність відповідної інформаційної й технічної бази. В

Н. у. виходить з теоретичної спадщини класиків марксизму-лєнізму, спирається на досвід партійного, державного, господарського, військового й культурного будівництва в СРСР, критично вивчає практику керування в капіталістич. країнах і використовує теор. праці вітчизняних і закордонних учених у галузі управління.

В. І. Ленін уперше висунув тезу про те, що науковість керівництва треба забезпечувати як комплексом марксистсько-лєнінських наук, так і особливою наукою — наукою управління, створює цілісну систему принципів керівництва й на її основі дає зразки розв'язання завдань управління. В. І. Ленін розмежовував проблеми управління суспільством, державою, економікою й виробництвом. Не раз підкреслюючи зв'язок усіх проблем управління в суспільстві, він разом з тим відзначав, що ці проблеми зосереджуються насамперед у сфері економіки. Як керівничо-го завдання Радянської влади В. І. Ленін поставив організацію управління країною на нових, соціалістич. засадах. Питанням науко-

ав'язку з цим у Директивах XXIV з'їзду КПРС по дев'ятому п'ятирічному плану поставлено проблему побудови загальної підпорядкованої автоматизованої системи збирання й обробки інформації в обліку, планування й управління нар. г-вом СРСР (ЗДАС). ЗДАС — це людино-машинна система для розв'язування завдань організації та управління всім соціалістич. суспільством. Тому однією з головних функцій ЗДАС буде підготовка можливих варіантів рішень (у режимі взаємодії з вищими органами політ. управління) щодо мети й програм розвитку суспільства. Інформація, яку збиратиме ЗДАС, дасть змогу разом із завданнями управління економікою розв'язувати завдання соціального, виховного та ідеологічного характеру.

Становлення й розвиток Н. у. має яскраво виражений класовий характер. Критичний аналіз практики управління в капіталістичних країнах свідчить про те, що за останні роки в зв'язку зі зростанням масштабів капіталістич. корпорацій і сфери екон. операцій змінювалися й системи органів і методів управління в капіталістич. суспільстві при збереженні експлуататорської сутності цього управління. В деяких областях управління буржуазні класи одержали сумнісні фактичні дані і методи, які при належному критичному ставленні можна використати в практиці управління.

За соціалізму докорінно змінюється не лише форма, а й зміст управління суспільством. В. І. Ленін обґрунтував нові цілі управління при соціалізмі, які випливають з осм. закону соціалізму й нерозривно пов'язані з забезпеченням е... повного добробуту і вільного всебічного розвитку всіх членів суспільства» (Ленін В. І. Повне зібрання творів, т. 6, с. 218). Істотним фактором управління при соціалізмі є вміле подолання й використання екон. і моральних стимулів праці, які є джерелом постійного підвищення трудової активності, зростання продуктивності праці й суспільного багатства, формування високих духовних рис члена соц. суспільства. Комплексний характер Н. у. в умовах соціалізму потребує комплексної розробки її проблем. При цьому важливо синтезувати принципи й методи, які відображають найзагальніші властивості й елементи управління, його всеохопну сутність. «Вдосконалення системи управління — це разовий захід, а динамічний процес розв'язання проблем, що висуваються життям, — відзначається у Звітній доповіді ЦК КПРС XXIV з'їздові партії. — Ці проблеми і надалі мають бути в центрі нашої уваги» (Матеріали XXIV з'їзду КПРС, К., 1971, с. 76).

Лит. Гвілшани Д. М. Соціологія бізнесу М. 1962. Правові проблеми науки управління М., 1966. Де Дієко О. А. Наука управління в СССР М., 1967 [бібліогр. с. 63]. Афанасьєв В. Г. Научное управление обществом М., 1968. Попова Г. Х. Проблемы теории управления М., 1970. Организация управления М., 1971 [бібліогр. с. 208—235]. США. Современные методы управления М., 1971 [бібліогр. с. 326—332]. Афанасьєв В. Г.

XXIV съезд КПСС о научном управлении советским обществом М., 1972. Старосельский Е. Элементы науки управления Пер с польск. М., 1965. Ханин А. Ф. Де Новым итер в области управления Пер с англ. М., 1966 [бібліогр. с. 121—124].

Г. М. Лобров, О. О. Коринний.

НАУКОВА ОРГАНІЗАЦІЯ ПРАЦІ (НОП) — організація праці, основана на досягненнях науки й на передовому досвіді, систематично впроваджувані у виробництво. НОП дає змогу найкращим чином поєднати техніку й людей у єдиному виробничому процесі, забезпечує найефективніше використання матеріальних і трудових ресурсів, безперервне підвищення продуктивності праці, сприяє збереженню здоров'я людини й поступовому перетворенню праці на першу життєву потребу. Цей загальний підхід справджується і щодо такого специфічного виду праці, як праця в науці.

За останні 3—4 десятиріччя наука неспішно змінює своє обличчя. Тепер наука як сфера діяльності людини за темпами збільшення чисельності зайнятих у ній людей випереджає провідні галузі нар. господарства. В СРСР у сфері науки зайнято понад 3 млн. чол. Наука переросла в промисловість досліджень з великою матеріально-тех. базою та дуже диференційованим складом співробітників. Перехід до колективних форм праці й зростаючі розміри фінансових, матеріальних і людських ресурсів, залучуваних до науки, викликали потребу вдосконалити організацію наук. процесу. Це завдання стало особливо нагальним у наші дні в зв'язку з необхідністю підвищення ефективності наук, бо економічна могутність будь-якої країни великою мірою залежить від ступеня використання у виробництві новітніх наук. досягнень.

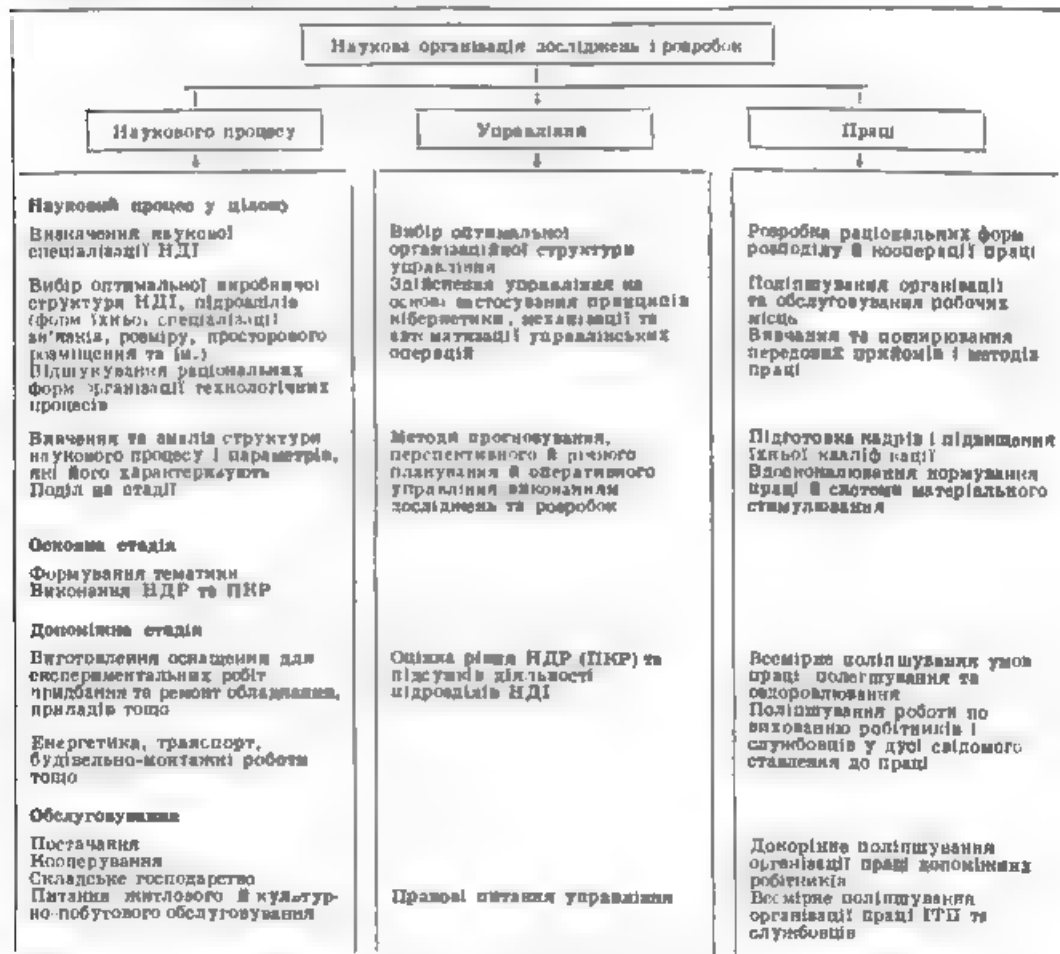
Розгортання робіт в НОП у науці потребує враховувати своєрідність наук. творчості. Організацією всієї наук. діяльності в НДІ можна характеризувати як наук. організацію досліджень і розробок, яка поділяється на наук. організацію процесу досліджень і розробок (аналогічно до організації виробництва в промисловості), наук. організацію управління (сюди віднесено й планування) і НОП. Приблизний розподіл питань, які становлять предмет кожного з названих напрямів наук. організації управління і НОП, показано на схемі (див. табл.).

Одним з важливих напрямів НОП у дослідженнях та розробках є вдосконалення управління наук. дослідницькими роботами (НДР), дослідно-конструкторськими роботами (ДКР) і проектно-конструкторськими роботами (ПКР). Першочерговим завданням НОП є складання схеми управління НДР в науковій установі. Часто на схемі виявляється, що деякі осередки-підрозділи підпорядковані одразу кільком керівникам, а певні підрозділи взагалі не мають безпосередніх начальників. Одні керівники управляють надмірно великою, а інші, навпаки, — малою кількістю підрозділів. Аналіз такої структури дає змогу реорганізувати управління НДР, що обов'язково від-

бжається й на схемі. При цьому слід суворо додержувати таких принципів: треба, щоб у кожного підрозділу був один безпосередній керівник, щоб кожному керівникові було підпорядковано не більше як 5—7 структурних підрозділів. При додержанні цих принципів трансформована структура управління набуває пірамідальної форми й характеризується чіткою супідпорядкованістю підрозділів різних рівнів. Проте розробку раціональної структури не можна вважати завершеною,

враховуючи загальну спрямованість досліджень. Для цього треба, щоб планування тематики базувалося на даних прогностичних розробок. Важливо, щоб теми, які включають до плану наукових робіт, було забезпечено людськими, матеріальними й фінансовими ресурсами. Недодержання цих положень призводить до розробки малоперспективних тем або до зриву важливих досліджень через недостатню забезпеченість їх ресурсами. Ефективність функціонування будь-якої нау-

Структура наукової організації досліджень і розробок



якщо для кожного підрозділу не складено «Положень», які визначають його функціональні обов'язки, і для кожного співробітника НДІ не розроблено посадових інструкцій. Лише при виконанні цих умов структура стане остаточно завершеною, і її можна реалізувати.

Другий аспект проблеми управління — планування наук. тематики. Поточну й перспективну тематику наукових установ треба плану-

вати, враховуючи загальну спрямованість досліджень. Для цього треба, щоб планування тематики базувалося на даних прогностичних розробок. Важливо, щоб теми, які включають до плану наукових робіт, було забезпечено людськими, матеріальними й фінансовими ресурсами. Недодержання цих положень призводить до розробки малоперспективних тем або до зриву важливих досліджень через недостатню забезпеченість їх ресурсами. Ефективність функціонування будь-якої нау-

чується дрібнотемність, повніше використовуються наявні наукові результати й можливості, різко підвищується результативність роботи НДІ, навіть коли чисельність персоналу залишається незмінною. Проблема розподілу та кооперації праці в науці є специфічною.

Крім науковців, тепер у науці працює велика кількість інж.-тех. та допоміжного персоналу — понад 70% загальної чисельності зайнятих тут людей.

У сфері науки можна спостерігати дві форми кооперації праці: тематичні лабораторії та відділи (стаціонарні колективи) з постійним складом співробітників переважно однієї спеціальності і проблемі лабораторії та відділі (тимчасові колективи), які розв'язують конкретні проблеми й об'єднують учених різних спеціальностей. Розподіл праці всередині цих лабораторій проводиться відповідно до кваліфікації співробітників, які становлять колектив. При цьому необхідно дотримуватися певного співвідношення між чисельністю осн. та допоміжного наукового персоналу. В галузі тех. наук. воно становить 1:4, а в суспільних науках — приблизно 1:1,5. В разі інших співвідношень спостерігаються великі втрати робочого часу у висококваліфікованих вчених, які бувають змушені самі виконувати допоміжні операції наукового процесу. Економія на допоміжному й тех. персоналі коштує дуже дорого — розрахуються невідтворні цінності: творча енергія, думка, ідеї вченого. Якщо врахувати, що майже дві третини докторів і кандидатів наук щодня витрачають на допоміжну роботу від 2 до 3 годин, то стане очевидним, що резерв підвищення результативності праці цієї категорії вчених — дуже великий. Цей аспект не вичерпує всієї проблеми раціонального використання бюджету робочого часу, але й він дає змогу уявити її значення в НОП. Розв'язуючи питання організації та обслуговування робочих місць, треба обов'язково брати до уваги, що на постійних робочих місцях у НДІ працює близько 20% співробітників (служба інформації, експериментальне виробництво), а переважна частина співробітників наукових відділів використовує кілька робочих місць. Тому в плані НОП окрім організації та обслуговування індивідуальних робочих місць треба передбачати розв'язування цих питань і для колективно використовуваних засобів обслуговування таких, як бібліотека, читальний зал, кабінети служби інформації тощо. Водночас важливе значення має й раціональне використання робочої площі. Але при цьому слід уникати надмірностей, коли зупиняння робочих площ призводить до збитків. Адже НДІ використовують дедалі складніші й дорожче обладнання. Коefіцієнт, який характеризує відношення вартості обладнання до вартості робочих площ, тепер часто буває більшим за одиницю і далі невпинно зростає. Така економія на робочих площах призводить до незручностей в обслуговуванні обладнання, а часто — й до

простою його. Невід'ємною частиною загальної проблеми НОП у науці є розробка й застосування раціональних режимів праці й відпочинку на основі психофізіологічних досліджень, бо в наукових установах на першому плані — не фіз., а нервова втома.

На сучасному рівні розвитку науки високі вимоги поставлено до механізації та автоматизації дослідницької праці. На промисловому підприємстві необхідно мати в середньому на одного інж.-тех. та управлінського працівника засобів оргтехніки — на суму 50—80 крб., засобів зв'язку й сигналізації — на суму 50—70 крб., засобів обчисл. та логіч. техніки — на суму 100—150 крб. Науковці треба забезпечувати обладнанням значно краще, а насправді вони мають у своєму розпорядженні набагато менше тех. засобів.

Механізація й автоматизація дослідницьких робіт — це важливий шлях підвищення результативності праці вчених в умовах переходу від екстенсивного до інтенсивного розвитку науки. Впровадження засобів оргтехніки в роботу НДІ істотно зменшує затрати праці на пошук, обробку й розмноження інформації. За сучасними оцінками, одна година роботи портативного диктофона й лічильної машинки за 8-годинний робочий день за 1—2 роки повністю окупає їхню вартість. Так само швидко окупаються й інші засоби оргтехніки. Високого ефекту досягають при механізації та автоматизації експерименту. Тут осн. завдання полягає в тому, щоб перекласти від механізації записування даних до повної автоматизації експерименту під час моделювання складних процесів. Повднання систем записування даних а ЕОМ дає змогу в 3 рази й більше підвищити швидкість обробки даних при одночасному зниженні вартості робіт.

Літше комплексно проводячи роботи з усіх напрямів НОП у науці, можна найбільш повно використати досягнення науки і привести в дію резерви продуктивності праці. За оцінкою економістів, використання всіх наявних резервів дасть змогу в 10—15 разів збільшити результативність праці вчених, а це в рівноцінних припідливі в науку величезної армії науковців.

Лит.- Всесоюзное совещание по организации труда (26—29 июля 1967 г.) М., 1967. Планирование научных исследований и разработок. Казань, 1969 (в кн. В. В. Лепинская наука организации праці й управления. К., 1969 [Бібліогр. с. 388—406]. Добро в Г. М. [та ін.] Организация науки К., 1970 [Бібліогр. с. 199—202].

Г. М. Добров, А. О. Савельев.

НАУКОВА РАДА З КОМПЛЕКСНОЇ ПРОБЛЕМИ «КІБЕРНЕТИКА» АН СРСР — науково-організаційний центр, що координує найважливіші науково-дослідні роботи інститутів АН СРСР, академії наук союзних республік, вищих навчальних закладів, Академії медичних наук, Академії педагогічних наук та ін. відомств з комплексної проблеми «Кібернетика». Створена 1959 Головою ради з дня її заснування в акад. АН СРСР А. І. Берг.

Роботу щодо координації досліджень проводять такі секції (1971) матем. проблеми кібернетики; обчислювальні системи, загальні та матем. питання теорії інформації, тех. кібернетика, теорія надійності кібернетики; енергетичні систем., транспортні проблеми кібернетики, біоніка, біол. і мед. кібернетика; матем. теорія експерименту, хім. кібернетика; філософські проблеми кібернетики, застосування кібернетики у психології, економ. кібернетика, семіотика, кібернетика і право. Рада розглядає стан досліджень у галузі кібернетики в СРСР і за рубежом, визначає зміст та осн. напрями н.-д. робіт з кібернетики і оприлюднює розвідки їх; здійснює контроль за виконанням найважливіших робіт з проблемами і розробляє пропозиції щодо впровадження завершених робіт у нар. г-во й культуру, організовує науково-тех. інформацію про стан і результати робіт, координує міжнар. наукові зв'язки в галузі кібернетики. Наукова рада проводить роботу щодо організації міжсоюзних і міжнар. конференцій та симпозіумів, при секціях Ради систематично працюють наукові семінари. Випускає інформаційні матеріали, а також продовжує видання «Проблеми кібернетики», «Кібернетика — на службу комунізму», «Кібернетический сборник».

НАУКОВА РАДА З ПРОБЛЕМИ «КІБЕРНЕТИКА» АН УРСР — науково-консультативна рада, що координує дослідження в галузі кібернетики та обчислювальної техніки на Україні. Її створено 1964. Головою ради є д-р заснування П. в акад. АН УРСР і АН СРСР В. М. Глушков.

Осн. завдання й функції ради: визначити тенденції розвитку кібернетики та обчислювальної техніки в республіці, визначити перспективні напрями й ефективні шляхи розв'язання проблеми та координувати дослідження з проблемами й організувати обмін науково-технічною інформацією між установами, які входять до сфери діяльності ради. Наукова рада розробляє пропозиції з означених питань і щодо використання в нар. г-ві результатів закінчених науково-дослідних робіт, по підготовці кадрів спеціалістів тощо і вносить рекомендації до Президії АН УРСР та ін. органів планування й керування наукою й технікою. Рада ділиться на окремі секції, що координують дослідження по окремих напрямках кібернетики. Своєю діяльністю рада здійснює, розглядаючи питання на своїх засіданнях та на засіданнях бюро чи секцій, проводячи координаційні наради, конференції та симпозіуми й створюючи тимчасові експертні групи або комісії для підготовки пропозицій, пов'язаних з розробкою проблеми тощо.

Оперативне керування радою здійснює бюро, до складу якого входять голова ради, його заступники, голови секцій і вчений секретар. Велику роботу по координуванню досліджень по окремих напрямках кібернетики та обчисл. техніки в республіці проводять секції ради, бюро яких складаються з голови сек-

ції, вченого секретаря та членів — відомих вчених певного напрямку. В 1970 працювали такі секції: теоретичної кібернетики, цифрових обчисл. машин і систем, матем. проблем керування; системотехніки, наукознавства, прогнозування та інформатики, технічної кібернетики; матем. забезпечення ЕЦОМ; матем. методів у кібернетичній техніці; кібернетичної техніки; біол. і медичної кібернетики та біоніки; конструювання та впровадження нових засобів обчисл. техніки. З важких питань відповідних напрямків секції організують наукові семінари. Найцікавіші доповіді, обговорені на семінарах або загальною секції, публікують у вигляді тематичних збірників праць Наукової ради.

П. М. Покобзіню.

НАУКОВО-ІНФОРМАЦІЙНА ДІЯЛЬНІСТЬ — певним чином організований, оформлений різноманітний науковий праці. Н.-і. д. виконується для підвищення ефективності досліджень і розробок і полягає в збиранні, переробці, зберіганні й пошуках зафіксованої в документах наукової інформації та в наданні її вченим і фахівцям у потрібний час і в зручній для них формі. Процес суспільного поділу праці в сучасній науці відбувається в різних аспектах. За методами дослідження наук. праця поділяється на експериментальну й теоретичну роботу, за функціями — на науково-дослідну, науково-інформаційну й науково-організаційну діяльність. Н.-і. д. охоплює найважливішу частину сфери наукової праці, до якої належать і науково-інформаційні процеси, що їх виконують самі вчені, неформальні способи поширення наук. інформації (особисте спілкування, нерегульований обмін документами науковцями і т. п.). Межа між власне дослідницькою і Н.-і. д. надто умовна й рухома; вона залежить від міри формалізації мови даної галузі науки в певну епоху, від традицій, що склалися у цій галузі, і т. д. В міру вдосконалювання науково-дослідницької, інженерної й науково-організаційної праці в різних галузях науки й техніки, в міру формалізації спец. мов цих галузей інформаційним службам, що організаційно виділилися, передається виконання дедалі складніших задач щодо збирання й переробки наукової інформації. Ці задачі можна розв'язувати лише за одночасного використання досягнень інформаційної й теорії та методів цих конкретних галузей. Див. також Інформація документальна, Інформація наукова.

Р. С. Галареский, А. І. Чорний.

НАУКОВО-ТЕХНІЧНЕ ПРОГНОЗУВАННЯ — напрям наукознавчих досліджень щодо розробки принципів і методів прогнозування, а також сам процес розробки науково-технічних прогнозів. Науково-тех. прогноз — це ймовірнісна оцінка можливих шляхів і результатів розвитку науки й техніки та потрібних для досягнення їх ресурсів і організаційних заходів. Сучасне Н.-т. п. має характер систематичного аналізу тенденцій і періодично уточнюваної оцінки перспектив. Прогнозисти, разом зі спеціалістами відповідної

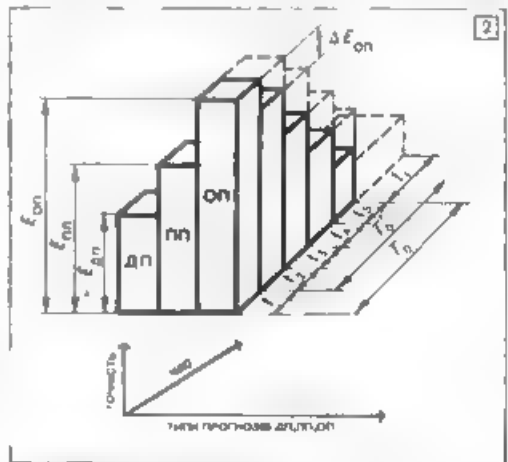
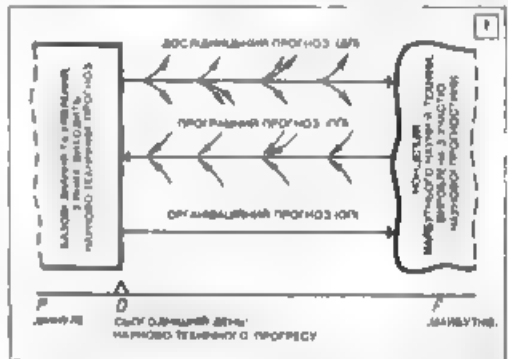
галузі знання, виходячи з пізнаних об'єктивних закономірностей та тенденцій розвитку суспільних та інших потреб, а також конкретних умов розвитку науки й техніки прагнуть сформулювати можливі альтернативи цього розвитку і обґрунтувати вибір дальших його шляхів. При цьому прогнозування відбувається тим успішніше, чим органічніше воно пов'язано з плануванням наук.-тех. і соціально-еком. розвитку.

Узагальнюючою особливістю Н.-т. є його системний характер, який враховує і природу наук.-тех. нововведення (різноманітність зв'язків і масштабність наслідків), і вихідні потреби, стимули та умови розвитку науки й техніки, що швидко оновлюються. Тепер відомі прогнози різної спрямованості: ресурсів, суспільних потреб, пром. потенціалу, розвитку соціальних умов, демографічні, комплексні прогнози розвитку економіки та інші, що мають тенденцію формуватись у взаємопов'язану систему уявлень. Н.-т. є безпосередньо примикає до системи прогнозів соціально-економ. процесів і його можна трактувати як її підсистему; але при цьому Н.-т. є, зберігає всю свою специфіку, зумовлену своєрідністю об'єктів, цілей та методів прогнозування. В основу класифікації наук.-тех. прогнозів покладено ідею, що впливає з прижиттєвого значення прогнозу як комплексу взаємопов'язаних оцінок: цілей, шляхів досягнення їх і потреб у ресурсах (мал. 1).

Прогноз 1-го типу, що спирається на пізнані потреби, на тенденції та закономірності розвитку науки і техніки й використовує досвід, нагромаджений у конкретних науках, повинен виявити й сформулювати нові можливості й перспективні цілі (напрям) науково-тех. розвитку. Цей тип прогнозу в наук. прогностиці наз. дослідницьким прогнозом (ДП). Його найважливіші і найвідповідальніші, найбільшого останнім етапом, є оцінка гіпотетичної результативності або, кажучи узагальнено, значимості можливих варіантів цілей наук.-тех. політики. Одержані так відомості є істотною частиною концепції майбутнього науки і техніки, яку створюють за участю наук. прогностики.

Науково-технічний прогноз 2-го типу названо програмним прогнозом (ПП). Він виходить з пізнаних суспільних потреб, тенденцій і закономірностей наук.-тех. розвитку та з даних ДП. Його завдання — надати цим знанням прикладного характеру: сформулювати програму можливих шляхів і наук.-тех. умов для досягнення цілей та розв'язання завдань розвитку науки й техніки. Сформулювавши гіпотезу про перспективи для даних умов можливості взаємного впливу різних факторів, ПП (найчастіше на останньому своєму стані) намагається дати оцінку гіпотетичних строків та черговості досягнення різних можливих цілей. Тим самим ПП розвиває розпочате на етапі ДП формулювання концепції майбутніх можливостей науки і техніки.

Наук.-тех. прогнозом 3-го типу є організаційний прогноз (ОП), який ґрунтується на знаннях та уявленнях про заг. закономірності й тенденції розвитку науки, в т. ч. одержаних ДП і ПП. Він виходить з уявлень про наявні економ. ресурси та нагромаджений наук. потенціал. Завдання ОП — сформулювати обґрунтовану гіпотезу про економ. й організаційні аспекти очікуваного прогресу науки і техніки, а також оцінити перспективний зростання наук. потенціалу, необхідного для виконання в прогнозований період



1. Типологія прогнозів.
2. Побудова системи неперервного прогнозування.

програм дослідницьких і проєктно-конструкторських робіт.

Виступаючи в комплексі, ці три типи прогнозів взаємно доповнюють один одного, надаючи в розпорядження тих, хто приймає рішення, особливо цінну систему даних. Проте між екорівністю ходом реалізації прогнозів, можливості безпосереднього впливу на них організаційних та економ. факторів і (відповідно до цього) можливості передбачення ходу розвитку істотно відрізняються. У цьому відношенні ОП > ПП > ДП.

У наук.-тех. прогностиці можна досить чітко виділити три типові інтервали впливе-

дження («шелони прогнозування»). Прогнози 1-го шелону розраховано звичайно на строк до 15—20 років. При сучасних темпах розвитку за згаданий період відбувається одне-дває подвоєнь заг. чисельності виконавчих наук. робіт, подвоюється кількість тех. засобів випроб., закінчується строк чинності більшості теперішніх патентів тощо. Дуже важливим є те, що в цей інтервал часу викладаються типові строки, що мають тенденцію скорочуватися, і ті строки, протягом яких встановлені наук. факти, виявляють принципи переходять з фундаментальних наук у прикладні, звідти — до тих, хто їх розробляє, і після дослідно-пром. перевірки — у стадію масового виробничого використання тех. засобів, які на них ґрунтуються. Істотним є й те, що за цей період на передову лінію наук.-тех. прогресу виходять нове покоління спеціалістів, які під кінець періоду становлять абсолютну більшість щодо тих, хто був учасником робіт на початку цього періоду. За такий відрізок часу в минулі роки відбувалося дває подвоєнь чисельності вчених і прикладних працівників (чисельність їх збільшувалася в 8—10 раз). Прогнози цього шелону виходять адекватнішого (в усьому разі теоретично) з можливостей наук.-тех. прогресу, які тепер цілком очевидні. Вони містять не тільки якісні судження, а й, як правило, кількісні оцінки. У суспільстві з плановим управлінням ці прогнози безпосередньо стікаються з прогнозування з практикою перспективного планування.

Прогнози 2-го шелону розраховано на строк до 40—45 років на майбутнє. Цей час випередження характеризується подвоєнням заг. обсягу прийнятих у сучас. науці концепцій, теорій і методів. За цей час подвоїться чисельність населення світу (на 35 років) і повністю зміниться покоління творчої наук.-тех. прогресу (40 років — оцінка тривалості періоду самостійної творчої діяльності людини). У прогнозах, що стосуються цього періоду, кількісні оцінки дедалі частіше поступаються перед якісними. Видимими межами таких прогнозів вважають звичайно тільки ті, що викристалізувалися до теперішнього часу — фундаментальні закони й принципи природознавства. Та ще і вчений, що виробляє прогноз такої дальності, ще не може обмежитися уявленнями, властивими його конкретній галузі знання (щ уявлення буде істотно оновлено), а повинен виходити із значно ширшої системи наук. уявлень.

Прогнози 3-го шелону орієнтовано на строк до 100 років, а іноді й більше в майбутнє. Такі прогнози мають, як правило, суто гіпотетичний характер. Враховуючи, що творчі наук.-тех. прогресу такого далекого майбутнього анхотидимуть з виробленої ними системи наук. уявлень, якої ми щойно не знаємо в багатьох її істотних аспектах, сучасний прогнозист у цьому разі покладається швидше на свій світогляд і творчу фантазію,

аїж на певну систему природничонаукових уявлень. Кількісних оцінок тут, як правило, немає, а якісні оцінки та припущення обмежуються тільки рамками найзагальніших законів логіки, світогляду й природознавства.

Різні галузі й об'єкти прогнозування вимагають різної дальності передбачення з прогнозування. Уявленням світової прогностики в цього питання з урахуванням останніх даних подано в зведеній табл.

З наведених у табл. даних виразно видно, що існує значний розрив між необхідною гли-

Галузі й об'єкти прогнозування	Необхідна дальність прогнозних оцінок, роки	Глибина, якої здобитого досягають, роки
Обсяг доступних природних ресурсів	50 і більше	23—25
Нововведення й технічні засоби в визначно визначених сферах діяльності		
автоматизація масових засобів зв'язку, транспорт, проекти міст тощо	30—40	10—15
Ядра енергії	25	10—12
Космічні програми	20—30	10—12
Засоби збройної Національної економіки	20—25	7—10
Масові й в інших сферах виробничості технічних засобів (напр., в електроніці, хімії тощо)	20	6—7
Виробництво нових товарів споживачів	10—20	6—7
	5—10	3—5

бину прогнозування і тією, якої здасється досягти. Отже, з цього випливає актуальність удосконалювання методів наук.-тех. прогностики

Врахування фактора наук.-тех. розвитку є тепер найважливішою умовою підвищення ефективності рішень, що їх ухвалюють у галузі управління економікою. Цим визначається потреба розробити дійові методи наук.-тех. прогнозування, що є знаряддям, за допомогою якого можна буде визначити шляхи й наслідки майбутнього наук.-тех. розвитку та його вплив на соціально-економ. процеси. В сучасному Н.-т. щ. понад 130 різних за рівнем обґрунтованості й ефективності методів і прийомів. Така різноманітність зумовлена, з одного боку, специфікою різних об'єктів прогнозування і різноманітністю цілей, поставлених перед ними, хто розробляє прогнози, а з другого — принциповою можливістю по-різному підходити до майбутнього розв'язання завдань, що є властивістю самого процесу наук.-тех. розвитку. Ї різні підходи до методики розробки наук.-тех. прогнозів. Один з них ґрунтується на припущенні про збереження в майбутньому існуючих пропорцій та закономірностей наук.-тех.

розвитку. У рамках цього підходу розробляються методи екстраполяції. Інший підхід базується на припущенні, що на основі думок діячів науки і техніки (експертів) можна побудувати моделі аргументованих уявлень про майбутнє наук.-тех. розвитку. Метод, що розвивається з позицій цього підходу, названо *експертним оціночним методом*. У більшості випадків екстраполяції як початкову інформацію використовують ряди динаміки змін певних параметрів різних тех. засобів у часі. Вихідною інформацією при використанні методу експертних оцінок є думки спеціалістів, які займаються дослідженнями й розробками в прогнозованій галузі. Виділяють також методи моделювання, що використовують як початкову інформацію відомості про тенденції розвитку прогнозованих об'єктів і думки експертів про можливі майбутні шляхи та результати розвитку прогнозованої галузі. Доцільність виділення методів моделювання в окремий клас зумовлена тим, що на відміну від методів екстраполяції та методів експертних оцінок, застосування методів моделювання передбачає побудову досить складної й логічно зв'язаної моделі майбутнього функціонування об'єкта прогнозування. При цьому відкриваються великі можливості для використання могутнього формального апарату *логіки математичної, теорії матрицевого аналізу* тощо. Їх методи інженерного прогнозування, що ґрунтуються на аналізі динаміки й тематичної структури світового потоку винаходів (патентів). До них належать і використовували в прогнозуванні як допоміжний засіб методи інформаційного стеження за потоками публікацій і повідомлень, які відображають активність у розробці різних аспектів наук. проблем. Кожен з відомих тепер методів прогнозування має свої переваги, взаємні сторони й межі можливостей. Але в цілому взятий комплекс сучасних методів наук. прогнозування становить собою нове й могутнє знаряддя науково обґрунтованої політики в сфері розвитку науки й техніки. Під впливом зростаючих темпів світового наук.-тех. прогресу оптим. дальність прогнозування, що здійснюється одним і тим самим методом, звичайно має тенденцію скорочуватися. Звідси випливає нагальна потреба цілеспрямовано вдосконалювати методи сучасної прогностики.

Особливо перспективним за цих умов є створення системи безперервного прогнозування (мал. 2). Розроблений комплексний прогноз (ДП, ЦП, ОП) за оптим. дальністю, що становить, напр., 10 чи 15 років, поділено на кілька характерних для кожної конкретної галузі етапів. За час реалізації першого етапу весь комплексний прогноз продовжують на Δt і кожен з його складників уточнюють на величину ΔE . Далі чинять так само. Така система прогнозування, що ґрунтується на використанні сучас. засобів *обчислювальної техніки*, може забезпечити оперативне розв'язання таких важливих завдань, як постійне інформаційне стеження за тенденці-

ями наук.-тех. розвитку, систематична техніко-економ. оцінка рівня складних тех. систем, які ще діють чи ще перебувають на стадії дослідження і розроблення, формулювання уточнених варіантів прогнозних гіпотез та поточну переоцінку їх.

Лит.: Глушков В. М. О прогнозировании на основе экспертных оценок. «Известия», 1982, № 2. Гавришак Д. М. Ломачинский В. А. Прогностика М., 1988 (обл. 100 с. 80). Добровольский Г. М. Смирнов Л. П., Ершов Ю. В. Современный метод научно-технической прогностики. В кн.: Наукоедение и информатика, т. 1. К., 1989; Bekker J. A. Research and development, «Automation», 1988, v. 13, № 7.

В. М. Глушков, Г. М. Добровольский.

НАУКОВО-ТЕХНІЧНОЇ ІНФОРМАЦІЇ ОБРОБКА — див. *Науково-інформаційна діяльність і Пошук інформації автоматичний*.

НАУКОЗНАВСТВО — комплексне дослідження досвіду функціонування наукових систем, щоб виробити методи підвищення потенціалу науки й ефективності наукового процесу за допомогою засобів організаційного впливу. Об'єктом його дослідження є наука як цілісна система. Метод Н. — комплексний аналіз функціонування науки як організаційної та інформаційної системи. В центрі уваги Н. — вивчення організаційних і соціальних аспектів науки. Воно вивчає наук. процес загалом і наук. діяльність як професійно-самостійний рід занять. Осн. увагу дослідники, що вивчають науку як цілісну систему, зосереджують на питаннях загальних чи порівняльних для більшості різних наук. дисциплін. Такі дослідження вчені проводили з моменту зародження науки. Багато вчених досліджували різні аспекти розвитку науки. Наприкінці 30-х рр. 20 ст. англ. вчений Дж. Бернал зупинив чітко акцент на необхідності базувати Н. на конкретних матеріалах інтернаціонального досвіду наук.-тех. розвитку, поєднуючи при цьому якісні та кількісні методи дослідження, здійснюючи природничо-науковий, історичний і соціологічний підходи до вивчення проблем науки.

В 60-х роках 20 ст. відбувається активний процес становлення Н. Швидко росте кількість публікацій, у яких аналізуються різні аспекти організації, економіки й керування в науці. Увагу вчених привертають проблеми пошуку оптим. структури наук. установ і найефективніших методів організації науки, визначення швидкості розвитку й прогнозування майбутніх шляхів науки, аналізу тенденцій зростання кількості вчених, затрат на функціонування наук. установ і результативності їхньої роботи, вивчення частоти дальшого використання винайдених наук. праць, визначення індивідуальної та колективної продуктивності праці вчених, проблеми планування й найефективнішого керування наук.-тех. прогресом. У комплексі найголовнішу мету Н. можна сформулювати як забезпечення ефективності сучасної науки та її потенціалу, якого досить, щоб досягти накреслених перспектив наук.-тех. прогресу. Це дає змогу визначити три центр. проблеми Н.: аналіз ефективності наук. систем, наук.

потенціал і наук.-тех. прогнозування. Розв'язуванню означених проблем сприяє активне промислення з Н. килькісних і матем. методів досліджування, ідей кібернетики й широке застосування сучасних тех. засобів перероблення масових статистичних відомостей В СРСР та в ряді зарубіжних країн створено спец. наук. установи, що розробляють проблематику Н. В СРСР дослідження в галузі Н. проводять у Відділенні комплексних проблем наукознавства Інституту кібернетики АН УРСР, в Ін-ті історії природознавства й техніки АН СРСР та в ін. установах.

Літ. Волков Г. Н. Социология науки. М., 1988. Нальмов В. В., Мульченко З. М. Наукометрия. М., 1989 [бібліогр. с. 187-192]. Добров Г. М. [та ін.] Потенціал науки. К., 1989 [бібліогр. с. 146-151]. Добров Г. М. Наука о науке. К., 1970 [бібліогр. с. 303-315]. Наука о науке. Пер. с англ. М., 1968.

Г. М. Добров, В. М. Нальмов

НЕВІЗНАЧЕНІСТЬ У КЕРУВАННІ — див. Приймаття рішень з різном. невизначеності.

НЕЗАЛЕЖНІСТЬ у теорії ймовірностей, статистична незалежність — одне з основних понять цієї теорії. Дві випадкові події A і B наз. взаємно незалежними, якщо ймовірність їхнього спільного здійснення $P(A \cap B)$ дорівнює добутку ймовірностей цих подій: $P(A \cap B) = P(A) \cdot P(B)$.

Для незалежних подій A і B ймовірність появи настання однієї з них за умови що інша здійснилася, збігається з безумовною ймовірністю цієї самої події: $P(A|B) = P(A)$; $P(B|A) = P(B)$. Події A_1, A_2, \dots наз. взаємно незалежними з сукупності I , якщо для будь-якого скінченного набору подій $A_{i_1}, A_{i_2}, \dots, A_{i_k}$ ($i_1 \neq i_2 \neq \dots \neq i_k$) з первісної сукупності $P(A_{i_1} \cap A_{i_2} \cap \dots \cap A_{i_k}) = P(A_{i_1}) \cdot P(A_{i_2}) \cdot \dots \cdot P(A_{i_k})$. Дві випадкові величини ξ_1 і ξ_2 наз. взаємно незалежними, якщо за будь-яких $x_1 < y_1, x_2 < y_2$ події $\{x_1 < \xi_1 < y_1\}$ та $\{x_2 < \xi_2 < y_2\}$ незалежні. Якщо $F_1(x)$ та $F_2(y)$ є ф-ціями розподілу відповідно величин ξ_1 і ξ_2 , а $P(x, y)$ — їхньої сумісної ф-ції розподілу, то Н. ξ_1 і ξ_2 означає, що за будь-яких x і y $P(x, y) = F_1(x) \cdot F_2(y)$. Випадкові величини $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n$ наз. взаємно незалежними з сукупності, якщо

$$P\{\xi_1 < x_1, \xi_2 < x_2, \dots, \xi_n < x_n\} = \\ = P\{\xi_1 < x_1\} P\{\xi_2 < x_2\} \dots P\{\xi_n < x_n\}$$

для будь-яких x_1, x_2, \dots, x_n . Див. також Ймовірностей теорія.

М. П. Савбодінов

НЕЙРОБІОНІКА — напрям у біології, мета якого — вивчати й моделювати діяльність центральної нервової системи людини й тварин для використання закономірностей їхньої будови при створенні нових технічних пристроїв, кібернетичних систем і засобів обчислювальної техніки. Див. Штучний розум і Моделювання пам'яті.

НЕЙРОКІБЕРНЕТІКА — напрям у кібернетичній біології, що вивчає організацію елементів, відділів аналізаторів, аналізаторних систем і всієї нервової системи організму. Предметом Н. є структурна й функціональна організація нервової системи при сприйманні організмом сигналів зовн. середовища, перетворювання й переробці їх, при побудові моделей образів зовн. середовища, запам'ятовуванні цих моделей, взаємодії моделей образів у процесі мислення й вироблення відповідних цілеспрямованих дій при динамічній взаємодії організму з середовищем. Осн. методом Н. є метод матем. і фіз. моделювання (див. Біологічних систем математичне моделювання), а фізіол. експеримент, спрямований на в'ясування функціональних зв'язків, є основою для побудови матем. і фіз. моделей — гомо- або ізоморфних досліджуваним процесам.

Н. розвивається в основному в таких напрямках: моделювання властивостей нейрона в нейронних ансамблях; синтез штучних нейронних сіток і моделювання сенсорних систем; моделювання окремих ф-цій мозку — пам'яті, розпізнавання образів, утворення уявлень, емоцій, прийняття рішень та ін.; дослідження взаємодії підсистем мозку при формуванні поведінки. Нейрофізіол. методи вивчення нейрона і простої взаємодії нейронів між собою та навколишнім середовищем стали основою для створення мембранної збудження клітини теорії й розробки відповідного матем. опису (див. Модель нервової клітини). Експериментальний і теор. аналіз роботи елемента нервової системи дає змогу приступити до побудови фіз. аналогів нейрона, які відображають логічні, дискретні, аналогові, порогові, частотні та ін. його властивості.

Досліджуючи нейронні сітки, використовують методи моделювання їхньої роботи на цифрових і аналогових обчисл. машинах, а також на спеціально створених сітках із фіз. моделей нейронів. У результаті такого дослідження нейронних сіток одержують моделі, що відображають різні сторони обробки інформації в біол. прототипі. Матем. і фіз. моделювання частково доповнюють експериментальне досліджування цих систем. Найповніше розвинуто моделювання рецепторного апарату й відносно простяк сіток обробки аналізаторів. Моделей складних підкіркових і кіркових відділів аналізаторів, взаємозв'язку відділів аналізаторів та взаємозв'язку різних аналізаторів (крім моделей умовних рефлексів) практично ще не створено. Найповніше досліджено зоровий і слуховий аналізатор (див. Модель зорового аналізатора і Модель слухового аналізатора). Аналізаторні системи, що мають складні нейронні комплекси, є базою, на якій будують класифікацію й розпізнавання образів зовнішнього середовища, запам'ятовування й навчання та зміни рівня організації при взаємодії організму зі змінним середовищем. Розкриття цих закономірностей має велике значення для дальшого розвитку теорії роботи біологічних си-

стем і біомімі. Дослідження в області Н. тісно пов'язані з дослідженнями в нейробіології, яка вивчає й моделює діяльність центральної нервової системи людини й тварин і на основі цього здійснює новий підхід до розв'язування технічних завдань.

Лит. М. модели структурно-функциональной организации некоторых биологических систем. М., 1968. Брайнис С. Н. Свечинский В. В. Проблемы нейрокибернетики и нейробиологии. М., 1968 [Библиогр. с. 224—230]. Концепция информации и биологические системы Пер. с англ. М. 1966.

Ю. Г. Антомонов, К. О. Іванов-Муромський, С. Я. Ігнатський

НЕЙРОН — нервовий клітина разом з її відростками, структурна й функціональна одиниця нервової системи. Складається з тіла (соми), в якому міститься ядро, й двох типів відгалужених відростків — коротких (дендритів), що галузяться, як дерево, і довгого (аксона), що, як правило, галузиться лише на кінці. Протоплазма одного Н. ніколи не переходить безпосередньо в протоплазму іншого. Нейрони з'єднуються в нервові ланцюги за допомогою особливих контактів — синапсів, у яких поверхнева мембрана розгалужень аксона одного Н. дуже близько підходить до поверхневої мембрани соми або дендритів іншого Н. і відокремлюється від неї лише субмікроскопічною щільною ділянкою у кількох ангстремів. За розмірними й характером відростків розрізняють кілька типів Н. Соми чутливих (аферентних) Н. містяться поза мозком — у рецепторах або периферичних нервових вузлах. Відомі неї дендрити утворюють рецепторні структури, що сприймають зовнішні подразнення, а аксон у складі чутливих нервів через задні корінці йде до мозку. Соми рухових (еферентних) Н. містяться в сірій речовині стовбура головного або спинного мозку, а аксон через передні корінці проходить до складу рухових нервів і своїми клітинними розгалуженнями іннервує виконавчі органи (м'язи й залози). Основною масою

Функціонування Н. ґрунтується на основних нервових процесах, що розвиваються в них, — синаптичному збудженні, синаптичному гальмуванні й нервових імпульсах (див. *Збудження клітини теорія*). Синаптичні процеси розвиваються лише в ділянці синаптичних контактів. Їх спричиняють особливі хім. речовини (медіатори), які виділяються кінцевими закінченнями аксона одного Н. і дифундують крізь синаптичну щільну й взаємодіють з протеклою поверхнею наступного Н. Розвиток синаптичного збудження або гальмування залежить від типу медіатора й особливостей структури поверхневої мембрани. Синаптичне збудження підвищує збудливість Н. і, досягши певного критичного рівня (порога), переходить у нервовий імпульс. Цей імпульс має здатність самопоширюватись і дуже швидко поширюється по відростках Н. — аж до їхніх кінцевих розгалужень. Синаптичне гальмування знижує збудливість Н. і тим утруднює перехід синаптичного збудження в нервовий імпульс.

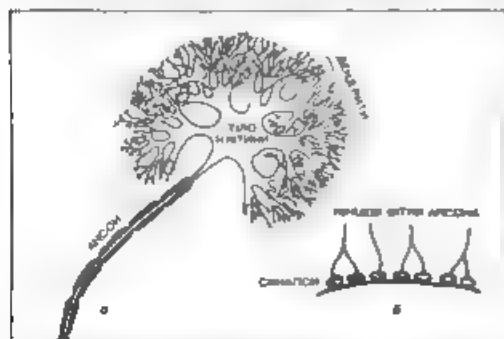
Властивості Н. є предметом матем. моделювання, їх використовують при створенні тал. пристроїв (див. *Нейронні сітки*).

П. Г. Костюк

НЕЙРОН ФОРМАЛЬНИЙ — див. *Нейронні сітки*.

НЕЙРОННІ СІТКИ — схеми з'єднань однорідних елементів — нейронів. Н. с. наз. також матем. і фіз. моделі біол. прототипів. Фізіологічні Н. с. складаються з *нейронів* — осн. структурних елементів. Нейрони в сітках зв'язуються між собою збуджувальними й гальмівними синапсами (контактами). Вага (вплив) синапсів у процесі роботи сітки можуть змінюватись у широких межах. Нейрони, що працюють у різних відділах нервової системи, можуть мати різне число елементів: від 20 до 10 000, тобто число елементів і число зв'язків між ними є істотно змінною величиною.

Схеми з'єднання нейронів у Н. с. дуже різноманітні, але всі вони являють собою багатопланові просторові структури. В одній з них у сітках кожний нейрон верхнього (вхідного) шару впливає на один нейрон нижнього шару. Прикладом такої сітки є безумовнорефлекторна дуга, що складається з послідовно включених трьох нейронів (чутливого, проміжного та мотонейрона). П і р а м і д а л ь н а схема з'єднань Н. с. передбачає вплив нейрона вхідного шару обов'язково на кілька нейронів нижнього шару і т. д. В такій багатоплановій структурі можна виділити частину сітки, в якій нейрон верхнього (вхідного) шару через нейрони нижчих шарів зв'язаний з усіма нейронами нижнього (вихідного) шару. Л і й к о п о д і б н а схема передбачає з'єднання всіх нейронів верхнього шару з одним нейроном нижнього шару. Д е р е в о п о д і б н і схеми являють собою невпорядковані структури, які поєднують властивості пірамідальної та лінійкоподібної схем. Схеми Н. с. можуть мати позитивні й негативні *зворотні зв'язки*, а також ут-



Схематичне зображення нейрона. а — тіло клітинки. б — закінчення аксона

мозку є вставні (проміжні) Н., відростки яких не виходять за межі мозку. Вставні Н. зв'язують між собою чутливі й рухові Н. і утворюють різні мозкові центри, в яких переробляється інформація, що надходить по чутливих Н., і вирабляються рухові сигнали.

ворювати кільцеві структури. Реальні Н. с. становлять складні поєднання схем з'єднань нейронів кількох або й усіх типів. Функціональні завдання фізіологічних Н. с. дуже різноманітні. Перетворювати вхідні сигнали різної модальності на частотно-імпульсний код, оцінювати амплітуду, тривалість і частоту вхідних сигналів може й поодинокий нейрон, зокрема чутлива (рецепторна) клітина на вході Н. с. Звичайно такі нейрони відображають незмінні властивості вхідного сигналу якоюсь постійною частотою на виході. Поодинокий нейрон може виконувати й просторове підсумовування сигналів. Цю властивість нейрона можна ототожнити з виконанням обчисл. операції інтегрування за часом і простором. Складнішою ї, мабуть, відповідною схемі з'єднань кількох нейронів є реакція, коли вихідний нейрон відповідає на постійний вхідний сигнал сигналами змінюваної частоти. Ця найпростіша адаптивна реакція є основою для виконання операцій диференціювання в часі й використовується в моделях Н. с. для обчислювання швидкості змінювання вхідного сигналу (або вхідної частоти). Вироджений випадок реакції такого типу являє собою реакція сітки на виникнення, зникнення та виникнення — зникнення вхідного сигналу. Н. с. це взаємноперехресними гальмівними зв'язками (латеральне, або бічне гальмування), організовані за одноступінною, пірамідальною чи дійкоподібною схемою, являють властивості підсилювати контраст вхідного сигналу (образу) і виділяти контур багатопаровою обробкою просторових і (або) часових сукупностей сигналів, відповідних образів. Використовуючи властивості латерального (бічного) гальмування Н. с. здійснюють і організацію руху організму в просторі, яка потребує координації напруж. й розслаблення великої кількості груп м'язів-антагоністів. Н. с. схожої структури можуть розв'язувати й задачі виділення рухомих об'єктів, визначати напрям і швидкість руху та класифікувати зовнішні образи за обраною ознакою чи системою ознак. Як вважає ряд авторів, Н. с., які використовують позитивні зворотні зв'язки, є основою копірок динамічної (оперативної) пам'яті в нервовій системі.

Моделювання Н. с. пов'язують з основою в побудові фіз. моделей та розв'язуванням задач на ЦОМ. Моделювання елементів сітки — нейрона відбувалося шляхом розширення набору функціональних властивостей і відображення їх у матем. або фіз. моделі (див. *Модель нервової клітини*). Первинною моделлю математичного елемента сітки був формальний нейрон, який відображає властивість появи чи відсутності імпульсу на виході. У поєднанні з властивостями порога та зняття такий формальний нейрон став основою створення багатьох варіантів обчисл. або логічних схем. Реалізовану у вигляді триггера таку спрощену функціональну модель нейрона взято за осн. елемент ЦОМ, які використовують двійкову систему числення.

Роботу сіток з порогових елементів, у тому числі й з використанням властивості абсолютної рефрактерності, моделювали на ЦОМ і у вигляді фіз. пристроїв типу *персептронів*. У міру розширення функціональних властивостей моделей нейронів зростають і можливості моделей сіток. Так, на моделях зі змінними порогоми (адаптивні) і змінними порогоми та вагами зв'язків між елементами (пластичні, або адаптивні нейрони) побудовано алгоритми і пристрої (типу персептронів), які дають змогу класифікувати й розпізнавати зовнішні образи, проводити навчання й моделювати деякі форми еволюції та цілеспрямованої поведінки. Динамічні частотні моделі нейрона дали змогу перейти до побудови неперервних обчисл., керуючих і самонавчальних середовищ з аналоговим типом обробки інформації і паралельною обробкою інформації та наблизити роботу моделей сіток до роботи фізіол. Н. с. Такі фіз. моделі сіток мають дві мети: 1) розширити клас задач, розв'язуваних сучасними тех. пристроями, і спростити процедуру розв'язування вже розв'язуваних задач, 2) заповнити прогалину у вивченні фізіологічних Н. с., зумовлену труднощами проведення експерименту й обробки даних, моделюючи конкретні акти діяльності та чашання біосистем. Матем. і фіз. моделі сіток можуть розв'язувати різноманітні задачі логічних задач обчислювальні операції в однорідних середовищах; стохастичні задачі, що дають змогу виконати обчисл. операції шляхом обчислення ймовірностей, задачі керування, реалізовані за допомогою неперервних однорідних керуючих засобів, задачі пристосовування, класифікації та навчання, моделювання нанколишнього середовища й організації реакцій за допомогою однорідних схем, придатних для аміни функціональної і структурної організації.

Лит. Гутцайт И. В. Кузнецов А. С. Емкин В. В. *Векторность*. М., 1966 [Бібліогр. с. 280-281]. Петляк М. Л. *Исследования по теории автоматов и моделированию биологических систем*. М., 1969 [Бібліогр. с. 306-314]. Антонович Ю. Г. *Системы сложности*. Динамика К., 1969 [Бібліогр. с. 125-126]. Карпов Р. Г. *Техника частотно-импульсного моделирования*. М., 1969 [Бібліогр. с. 243-245].

Ю. Г. Антонович Л. І. Тришків
НЕКОРЕКТНО ПОСТАВЛЕНІ ЗАДАЧ СПОСОБИ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ. В загальному вигляді некоректно поставлену задачу можна задати так

$$Az = u. \quad (1)$$

де $z \in K$, $u \in U$; F, U — метричні простори (див. *Простір абстрактний*), A — неперервний оператор, при цьому припускають, що оператор A є обернений оператор A^{-1} , але він не є неперервним. Нехай елементи z_1 та u_1 пов'язані співвідношенням $Az_1 = u_1$. Тоді елемент z_1 наз. точним розв'язком рівняння (1) з точною правою частиною $u = u_1$. Якщо елемент u_1 відомий наближено (нехай u — це наближення), то мова може йти лише про знаходження наближ. до z_1 розв'язку рівняння (1). При цьому виникає принципова важли-

вості запитання: що розуміти під набл. розв'язком рівняння (1)? Якщо дано відповідь на це запитання, то задача полягає в знаходженні алгоритмів побудови набл. розв'язків рівняння (1), які мають властивість стійкості до малих змін вхідних даних. Зокрема, знаходження таких алгоритмів має велике значення для автоматизації обробки експериментальних даних.

Набл. розв'язки багатьох некоректно поставлених задач виду (1) будували давно. Осн. способом побудови цих розв'язків був метод підбору. Він полягає в тому, що обчислюють ліву частину рівняння (1) Az для якоїсь підмножини (набору) F елементів z , які належать F ($F \subset P$), тобто розв'язують «пряму» задачу, і як шуканий набл. розв'язок вибирають такий елемент $z_1 \in F$, для якого відхил $\rho_U(Az_1, u)$ мінім. на F . Звичайно як F вибирають сімейство елементів z , залежних від скінченної кількості числових параметрів так, що F є замкнутою множиною скінченновимірної простору. Якщо, крім того, відомо, що шуканий розв'язок $z_T \in F$, то $u = u_T$, то в цьому разі

якщо $\rho_U(Az_n, u_T) = 0$ і досягається ця величина $z_n \in F$, то набл. розв'язком є z_n . Якщо ж $\rho_U(Az_n, u_T) \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$, то не відомо, чи сходиться послідовність z_n до точного розв'язку z_T . Якщо, крім того, відомо, що кожний параметр змінюється в скінченних межах, то F буде компактною і $z_n \rightarrow z_T$, тобто метод підбору дає змогу одержати набл. розв'язок. В інших умовах метод підбору, загалом кажучи, не придатний для побудови набл. розв'язків. З'ясувати умови застосовності методу підбору можна, користуючись теоремою: якщо відображення $F \rightarrow U$ компактною множиною F неперервне і взаємно однозначне, то обернене відображення $U \rightarrow F$ теж неперервне. Тому, якщо підмножина F є компактною і відображення $u = Az$ неперервне і взаємно однозначне, то $\rho_U(Az_n, u_T) \rightarrow 0$ випливає $\rho_F(z_n, z_T) \rightarrow 0$. Т. ч., якщо розв'язок шукають на компактній множині, то метод підбору стійкий і ним можна користуватися для знаходження набл. розв'язків рівняння (1).

У 1962 рад. математик М. М. Лаврентьев запровадив поняття коректності за Тихоновим. Задачу розв'язання рівняння (1) наз. коректною за Тихоновим, якщо відомо, що для точного значення правої частини $u = u_T$ існує єдиний розв'язок, який належить заданій компактній множині F (класу коректності). В таких випадках розв'язок, одержаний за допомогою оберненого оператора $z = A^{-1}u$, неперервно залежатиме від вхідних даних u , якщо ці дані належать множині AF . Інколи компактні класи ф-цій F можна вказати. В таких випадках задача полягає в знаходжен-

ні умов, які забезпечують компактність множини F , і набл. розв'язки будують за ф-лою $z = A^{-1}u$. Але часто елемент u містить випадкові похибки (бо його одержують вимірюваннями) і тому може не належати множині AF . На таких елементах u обернений оператор A^{-1} є невизначеним, і тому він непридатний для побудови стійких набл. розв'язків рівняння (1) за ф-лою $z = A^{-1}u$.

Щоб подолати труднощі, які виникають при цьому (коли $u \notin AF$), застосовують т. зв. квазірозв'язок рівняння (1). Квазірозв'язком рівняння (1) наз. елемент $z \in F$, який мінімізує функціонал $\rho_U(Az, u)$. Очевидно, що $z = z_T$, якщо $u = u_T \in AF$. Якщо F — компактна множина (коротше — компакт), то квазірозв'язок завжди є. Якщо F та U — лінійні нормовані простори і F — опуклий компакт, а U — строго опуклий, то квазірозв'язок єдиний і неперервно залежить від $u \in T$, набл. розв'язування рівняння (1) можна вестись до знаходження його квазірозв'язку, при цьому набл. розв'язок шукають на заданому компактi.

В ряді випадків множина F не є компактною і зміни правої частини рівняння (1), пов'язані з її набл. характером, можуть виводити її з множини AF . Такі задачі наз. істотно некоректними.

1963 рад. математик А. М. Тихонов розробив новий підхід до розв'язування некоректно поставлених задач, який дає змогу будувати набл. розв'язки, стійкі до малих змін вхідних даних u , для істотно некоректних задач. В основі цього підходу лежить погляд на регуляризуючого оператора. Якщо задача (1) є некоректно поставленою (нестійкою), то очевидно, що набл. розв'язок z_0 не можна вважати як точний розв'язок рівняння (1) з набл. правою частиною u_0 . Елемент z_0 можна вважати лише за допомогою оператора, залежного від параметра, значення якого треба брати узгодженим з точністю вхідних даних u_0 . Оператор $R(u, \alpha)$, залежний від параметра α , наз. регуляризуючим для рівняння (1), якщо він має такі властивості: по-перше, якщо він визначений для будь-якого $\alpha > 0$ і будь-якого $u \in U$ і неперервний за u ; по-друге, якщо $Az_T = u_T$, то існує таке $\alpha(\delta)$, що для будь-якого $\delta > 0$ знайдеться таке $\delta(\alpha)$, що коли $\rho_U(u_T, u_0) \leq \delta(\alpha)$, то $\rho_U(z_T, z_0) \leq \delta$, де $z_0 = R(u_0, \alpha)$ і $\alpha = \alpha(\delta)$.

Як наближений розв'язок рівняння (1) треба брати елемент $z_0 = R(u_0, \alpha)$, одержаний за допомогою регуляризуючого оператора $R(u, \alpha)$, де $\alpha = \alpha(\delta)$ — узгоджене з точністю вхідних даних і $\rho_U(u_0, u_T) \leq \delta$. Цей розв'язок наз. регуляризованим розв'язком рівняння (1). Числовий параметр α наз. параметром регуляризації. Очевидно, що всякий регуляризуючий оператор разом з вибором $\alpha = \alpha(\delta)$ визначає стійкий метод набл. побудови розв'язків рівнян-

ня (1). Якщо відомо, що $\rho_U(u_\delta, u_T) \leq \delta$, то значення параметра регуляризації $\alpha = \alpha(\delta)$ можна вибрати так, що при $\delta \rightarrow 0$ регуляризований розв'язок $z_\alpha(\delta) = R(u_\delta, \alpha(\delta))$ наближається (в метриці P) до шуканого точного розв'язку u_T . Це й виправдовує пропозицію брати як наближений розв'язок рівняння (1) регуляризований розв'язок. Т. ч., задача зводиться до знаходження регуляризуючих операторів і до оцінки параметра регуляризації α за додатковою інформацією про задачу, напр., за величиною відхилення правої частини u_δ від U точного значення. У матем. літературі описаний метод нав. методом регуляризації.

Відомий і спосіб побудови $R(u, \alpha)$. Він ґрунтується на варіаційному принципі й полягає ось у чому. Нехай $\Omega(x)$ — невід'ємний функціонал, визначений на підмножині F_1 простору F , і такий, що для будь-якого числа $q > 0$ множина елементів x , для яких $\Omega(x) \leq q$, компактна в F . Нехай відомо, крім того, що $u_T \in F_1$ і відхилення правої частини u_δ від точного значення u_T не перевищує δ , тобто $\rho_U(u_\delta, u_T) \leq \delta$. Тоді наблиз. розв'язок треба шукати в класі елементів x , для яких $\rho_U(A_T, u_\delta) \leq \delta$. Але ця множина не є компактною. Якщо від наблиз. розв'язку зажадати ще, щоб він мінімізував функціонал $\Omega(x)$ на F_1 , то задача зводиться до мінімізації функціоналу

$$M^\alpha\{u_\delta, x\} = \rho_U^2(A_T, u_\delta) + \alpha\Omega(x). \quad (2)$$

Нехай z_α — елемент, на якому M^α досягає мінімуму. Елемент z_α можна розглядати як результат застосування до правої частини u_δ якогось оператора R_1 , залежного від α , тобто $z_\alpha = R_1(u_\delta, \alpha)$. Для широкого класу рівнянь показано, що оператор $R_1(u, \alpha)$ є регуляризуючим. Нехай F — простір неперервних на $[a, b]$ ф-цій $z(x)$, а F_1 — простір ф-цій, інтегрованих з квадратом разом з похідними до p -го порядку. Для цього випадку як $\Omega(x)$ можна брати

$$\Omega(x) = \int_a^b \sum_{n=0}^p q_n(x) \left(\frac{d^n x}{dx^n} \right)^2 dx \quad (3)$$

де $q_n(x)$ — задані ф-ції і $q_n(x) > 0$, $q_p(x) > 0$. Функціонали $\Omega(x)$ наз. стабілізаторами. Стабілізатори виду (3) наз. тихоновськими стабілізаторами p -го порядку.

Регуляризований розв'язок, який мінімізує функціонал $M^\alpha\{u, x\}$, можна знайти і методами мінімізації функціоналів, і розв'язуванням крайової задачі для відповідного йому рівняння Ейлера.

Для випадку гільбертових просторів F та U знайдемо спосіб побудови регуляризуючих операторів, оснований на спектральному представленні їх за допомогою інтеграла за спектральною мірою оператора.

Для інтегральних рівнянь типу зворотки

$$\int_{-\infty}^{\infty} K(t-\tau) z(\tau) d\tau = U(t) \quad (4)$$

за допомогою зворотного перетворення Фур'є можна вказати широкий клас регуляризуючих операторів виду

$$z_\alpha(t) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} \frac{f(\omega, \alpha)}{K(\omega)} U(\omega) \exp(-i\omega t) d\omega, \quad (5)$$

де $K(\omega)$ й $U(\omega)$ — перетворення Фур'є ф-цій $K(t)$ і $U(t)$, $f(\omega, \alpha)$ — довільна ф-ція, яка задовольняє деякі додаткові умови. Якщо $f(\omega, \alpha) \equiv 0$ для $|\omega| > \omega_1$ і дорівнює 1 для $|\omega| \leq \omega_1$, то одержимо відомий оператор (метод Котельникова). Якщо покласти

$f(\omega, \alpha) = \frac{L(\omega)}{L(\omega) + \alpha M(\omega)}$, де $L(\omega) = K(\omega) \times K(-\omega)$, а $M(\omega)$ — парна невід'ємна ф-ція, така, що $M(0) > 0$, $M(\omega) > 0$ для $\omega \neq 0$ і для достатньо великих $|\omega|$ $M(\omega) > C > 0$, то регуляризовані розв'язки знаходяться за ф-лою

$$z_\alpha(t) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} \frac{K(-\omega) u(\omega)}{L(\omega) + \alpha M(\omega)} \exp(-i\omega t) d\omega. \quad (6)$$

Такий розв'язок можна одержати і як ф-цію, що мінімізує функціонал $M^\alpha\{u, x\}$, коли як $\Omega(x)$ узяти

$$\Omega(x) = \int_{-\infty}^{\infty} M(\omega) |x(\omega)|^2 d\omega. \quad (7)$$

де $x(\omega)$ — перетворення Фур'є ф-ції $z(t)$. Якщо $M(\omega)$ — парний многочлен степеня $2p$, то (7) співпадає з тихоновським стабілізатором p -го порядку з постійними коеф. $q_n(x)$. Зазначимо, що ф-ція $M(\omega)$ може мати будь-який порядок зростання на нескінченності. Знаходять значення параметра регуляризації α , узгоджене з точністю δ вхідних даних, або за принципом відхилення, тобто із співвідношення $\rho_U(A_T z_\alpha, u_\delta) = \delta$ або використовуючи іншу додаткову інформацію.

У тих випадках, коли інформація про вхідні дані й про шуканий розв'язок має ймовірнісний характер, при побудові стійких наблиз. розв'язків некоректно поставлених задач використовують поняття статистики. Напр., такий підхід використано щодо рівнянь типу зворотки. Тут беруть або інтерпретацію вхідних даних і шуканих розв'язків як реалізацій *стаціонарних випадкових процесів*, або включення вхідних даних та шуканого розв'язку в сімейство ф-цій із заданими щільностями ймовірностей.

Лит.: Лаврентьев М. М. О некоторых некорректных задачах математической физики. Новосибирск, 1962 [б.бл.огр. с 90-91]. Тихонов А. Н. О решении некорректно поставленных задач и методе регуляризации. Доклады АН СССР, 1963, т. 151, № 3. О регуляризации некорректно поставленных задач. Доклады АН СССР, 1963, т. 153, № 1; Иванов В. И. О некорректно поставленных задачах. Математический сборник. Новая серия, 1963, т. 61, в. 2. Тихонов А. Н. Устойчивый учет неопределенности первого рода. Доклады АН СССР, 1963, т. 161, № 5. Якушевский А. В. О некоторых общих приемах построения регуляризирующих алгоритмов для линейного некорректного уравнения в гильбертовом пространстве. Журнал вычислительной математики и математической физики, 1967, т. 7, № 3. Арсенин В. Я., Иванов В. В. Об оптимальных регуляризаторах. Доклады АН СССР, 1968, т. 182, № 1. В. Я. Арсенин, А. М. Тихонов.

НЕКОРЕКТНО ПОСТАВЛЕНІ ЗАДАЧІ — задачі, які не задовольняють вимог, що характеризують клас коректно поставлених задач, визначуваний нижче. Задача визначення z (розв'язку) за вхідними даними $u \in R(u)$, де R — якийсь оператор, наз. коректно поставленою, якщо z і u належать множинам F і U , для елементів яких визначено поняття віддалі (метрика) $\rho_F(z_1, z_2)$ і $\rho_U(u_1, u_2)$, де $z_1, z_2 \in F$; $u_1, u_2 \in U$, тобто F і U — метричні простори (див. Простір абстрактний), і якщо задоволено вимоги: а) для кожного елемента $u \in U$ існує розв'язок z із F ; б) розв'язок визначається однозначно; в) розв'язання повинні неперервно залежати від вхідних даних, тобто, для всякого $\varepsilon > 0$ можна вказати таке $\delta(\varepsilon)$, що, коли $\rho_U(u_1, u_2) < \delta$ і $z_1 = R(u_1)$, $z_2 = R(u_2)$, то $\rho_F(z_1, z_2) < \varepsilon$. Ця остання властивість наз. ще властивістю стійкості задачі.

В матем. літературі тривалий час був дуже поширеним погляд, що ніби лише коректно поставлені матем. задачі можуть описувати фіз. (або тех.) зв'язки чи явища. Зокрема, як що задача нестійка, то $z_2 = R(u_2)$ не може наближати $z_1 = R(u_1)$, якщо навіть u_2 як загодно точно наближає u_1 . Проте цей погляд, природний у застосуванні до деяких явищ, не можна застосовувати до всіх залежностей і зв'язків. Наведемо приклади некоректно поставлених задач, які являють собою як осн. матем. апарат, так і застосування, з яких можна судити про широту цього класу задач і про його застосування значення.

1-й приклад. *Інтегральне рівняння Фредгольма 1-го роду* з як загодно гładким ядром $K(x, y)$ (навіть аналітичним)

$$\int_a^b K(x, y) z(y) dy = u(x), \quad (1)$$

Розв'язок шукають у класі неперервних ф-цій F . Відхилення $u(x)$ оцінюють у метриці L_2 , а відхилення $z(y)$ — у метриці C , тобто

$$\rho_U(u_1, u_2) = \left\{ \int_a^b |u_1(x) - u_2(x)|^2 dx \right\}^{1/2},$$

$$\rho_F(z_1, z_2) = \sup_{y \in [a, b]} |z_1(y) - z_2(y)|.$$

Нехай для якоїсь правої частини $u = u_1(x)$ ф-ція $z_1(y)$ є розв'язком рівняння (1). Якщо замість ф-ції $u_1(x)$ відомо лише деяке її наближення, яке мало відрізняється (в метриці L_2) від $u_1(x)$, то можна говорити лише про знаходження наближеного до $z_1(y)$ розв'язку рівняння (1). При цьому права частина $u(x)$ може й не бути достатньо гładкою. Її можна одержати в експерименті, напр., за допомогою самописця, й у неї можуть бути кутові точки. За такої правої частини рівняння (1) не має розв'язку, бо ядро $K(x, y)$ є гładкою ф-цією. Отже, за наближений до $z_1(y)$ розв'язок рівняння (1) не можна брати точний розв'язок рівняння (1) в наближено відомою правою частиною $u(x) \neq u_1(x)$. За цих умов не виконується вимога (а) коректності задачі. Виникає принципове запитання: що треба розуміти під наближеним розв'язком рівняння (1) в наближено відомою правою частиною? Крім того, задача (1) не має властивості стійкості, тобто, не виконується вимога (в) коректності задачі. Справді, ф-ція $z_2(y) = z_1(y) + B \sin \omega y$ буде розв'язком рівняння (1) з правою частиною $u_2(x) =$

$$= u_1(x) + B \int_a^b K(x, y) \sin \omega y dy. \text{ Очевидно,}$$

що якщо б це було число $B > 0$, при достатньо великих значеннях ω ухля $\rho_U(u_1, u_2) = B \left\{ \int_a^b K^2(x, y) \sin^2 \omega y dy \right\}^{1/2}$ можна зро-

бити як загодно малим, а от для відповідних розв'язків $z_1(y)$ і $z_2(y)$ $\rho_F(z_1, z_2) = \sup_{y \in [a, b]} |z_1(y) - z_2(y)| = B$.

Отже, задача (1) є некоректно поставленою задачею. Описана в цьому прикладі ситуація є типовою для Н. п. з. До таких рівнянь зводяться багато задач фізики й техніки: задачі спектроскопії (визначення розподілу густоти енергії випромінювання по спектру на основі результатів вимірювання експериментального спектра), обернені задачі астрономії та ін.

2-й приклад. Задача диференціювання чисельною ф-ції $u(x)$, відомої наближено. Нехай $z_1(x)$ — похідна ф-ції $u(x)$, ф-ція $u_2(x) = u_1(x) + B \sin \omega x$ у метриці C відрізняється від $u_1(x)$ на величину $\rho_C(u_1, u_2) = B$ за будь-яких значень ω . Проте похідна $z_2(x) = u_1'(x)$ відрізняється від $z_1(x)$ у метриці C на величину ωB , яка може бути довільно великою за достатньо великих значень ω . Т. ч., ця задача не має властивості стійкості й, отже, є некоректно поставленою.

Н. п. з. є й такі задачі: розв'язування систем лінійних алгебр. рівнянь за умов рівного нулю визначника системи (погані обумовлені системи); задача Коші для рівняння Лапласа; задача підсумовування рядів Фур'є, коли коеф. відомі наближено в метриці L_2 ; задача аналітичного продовження ф-ції, заданих на частині області аналітичності, деякі задачі програмування лінійного, задачі мінімізації функціоналів, коли із зблизнес-

ті значення мінімізованого функціоналу до значення мінімуму не впливає збіжність мінімізуючої послідовності; деякі задачі опт. керування і багато ін.

Широким класом Н. п. з., які виникають у фізиці й техніці, є з. з. обернені задачі 1. Нехай об'єкт (явище), що вивчається, характеризується елементом x_T (фазою чи вектором), який належить множині F ($x_T \in F$). Часто x_T недоступний для прямого вивчення, й тому вказують якийсь його проєкція $Ax_T = u_T$, $u_T \in AP$, де AP — образ множини F при відображенні A . Очевидно, рівняння $Az = u$ має розв'язок лише для таких елементів u , які належать множині AP . Елемент u_T , як правило, одержують шляхом вимірювання, й тому він відомий лише наближено. Нехай u — це наближене значення. В цих випадках може йтися лише про знаходження наближеного до x_T розв'язку рівняння

$$Ax = u \quad (2)$$

При цьому u , загалом кажучи, не належить множині AP . Оператор A в багатьох випадках є таким, що обернений йому оператор A^{-1} не є неперервним (напр., коли A — цілком неперервний оператор, зокрема, інтегральний оператор 1-го прикладу). За цих умов не можна як наближений розв'язок брати точний розв'язок рівняння (2) з наближеною правою частиною, тобто не можна як наближений розв'язок брати елемент $z = A^{-1}u$, бо такого розв'язку може не існувати, оскільки u може не належати множині AP (не виконується вимога (а) коректності), такий розв'язок, якщо навіть він існує, не матиме властивості стійкості, оскільки обернений оператор A^{-1} не є неперервним, тоді як умова стійкості розв'язку задачі (2) змичайно є наслідком її фіз. детермінованості, й тому наближений розв'язок повинен мати цю властивість. Отже, не виконується вимога (в) коректності. Тому задача (2) є некоректно поставленою. Відсутність стійкості в багатьох випадках робить неможливим фіз. інтерпретацію наслідків вимірювань. Виконання цієї умови необхідне й для використання чисельних методів розв'язування задачі за наближеними вхідними даними.

Отже, для Н. п. з., якихас принципово важливе запитання: що треба розуміти під наближеним розв'язком рівняння (2)? Виникає й задача знаходження таких алгоритмів побудови наближених розв'язків Н. п. з., які мають властивість стійкості до малих змін вхідних даних (див. *Некоректно поставлені задачі способи розв'язування*).

В. Я. Арсєнєв, А. М. Тихонов.

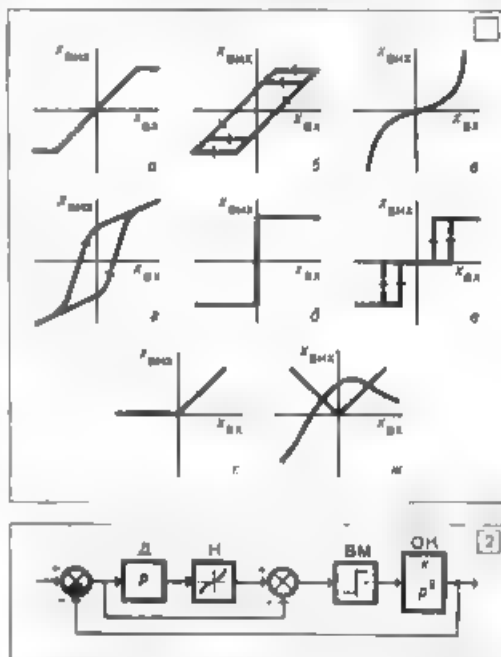
НЕЛІНІЙНА СИСТЕМА КЕРУВАННЯ — система автоматичного керування, математичний опис якої не задовольняє вимог лінійності. Процеси, які відбуваються в Н. с. к., описують дифер. рівняннями

$$\dot{x}_i = f_i(x_1, \dots, x_n), \quad i = 1, \dots, n, \quad (1)$$

або в матричній формі

$$\dot{x} = f(x), \quad (2)$$

де $x = (x_1, \dots, x_n)$ — n -вимірний вектор-стовпець *фазових координат* x_i ($i = 1, \dots, n$); $f(x) = (f_1(x), \dots, f_n(x))$ — нелінійна вектор-функція, яка за деяких значень x і деяких $\alpha \neq 0$ задовольняє нерівність $f(\alpha x) \neq \alpha f(x)$. Нелінійність являє собою дуже поширену властивість реальних систем керування; більшість реальних систем нелінійні.



1. Характеристики типових нелінійних елементів нелінійної системи керування: а — підсилювач з насиченням; б — люфт в квадраторі; в — гістерезис; г — і — реле, вентиль; ж — об'єкти з екстремальними характеристиками.

2. Структурна схема оптимальної за швидкодією нелінійної системи керування.

Характеристики найпоширеніших нелінійних елементів наведено на мал. 1.

Залежно від характеру нелінійності й ступеня її впливу на хід процесів, які відбуваються в системі, розрізняють лінеаризовані й нелінеаризовані (істотно нелінійні) Н. с. к. До лінеаризованих Н. с. к. відносять такі системи, в яких права частина рівняння (2) задовольняє (хоч би наближено) умову лінійності $f(x_1 + x_2) = f(x_1) + f(x_2)$. (3)

Рівність (3) може дотримуватися не на всіх значеннях x , а лише в деякій обмеженій області фазового простору, яка відповідає нормальним режимам роботи системи. В такій системі за нормальних режимів нелінійність не впливає істотно на перебіг процесів, і нею можна знехтувати, лінеаризувавши рівняння (1). Надалі для аналізу розв'язків лінеаризованих рівнянь застосовують методи лінійної теорії.

Якщо в області нормальних режимів рівність (3) не виконується, то Н. с. м. наз. істотно нелінійною. В такій системі нелінійність істотно впливає на характер процесів; зокрема, система може мати кілька стійких точок рівноваги, а ті можуть виникати *автономно* й інші режими, притягуючі до дійсних у лінійних системах. Тому для аналізу істотно нелінійних систем треба застосовувати спец. методи.

Залежно від природи нелінійностей і характеру їхнього впливу на хід процесів, які відбуваються в системі, розрізняють Н. с. м. з паразитними й навмисно введеними (тоді кажуть — додатковими) нелінійностями. Паразитні нелінійності (вони можуть бути й лінеаризованими й нелінеаризованими) неминуче є в усіх реальних системах й нерідко спричиняють появу різних небажаних ефектів, нелінійних спотворень, генерації паразитних коливань і т. п. Фіз. природа таких нелінійностей звичайно буває зв'язана з властивостями матеріалів, з яких виготовлено елементи системи (гістерезис — мал. 1, а), з неможливістю ідеальної обробки їх (люфт — мал. 1, б) та з ін. обмеженнями тех. характеру. Н. с. м. з навмисно введеними нелінійними елементами, як правило, є істотно нелінійними. Прикладами таких елементів є модулятори, демодулятори, квадратори (мал. 1, в), реле (мал. 1, д-г), жентлі (мал. 1, е) та ін. Використовуючи спец. нелінійні елементи, створюють системи, які за своїми конструктивними (габарити, вага і простота) й експлуатаційними (надійність, плавність і т. д.) характеристиками істотно переважають лінійні, напр., релеїні системи керування, системи керування зі змінною структурою, системи екстремального регулювання та ін. На мал. 2 наведено приклад Н. с. м., оптимальної за швидкодією, що складається з лінійного нестійкого об'єкта керування ОК, диференціатора Д і двох істотно нелінійних елементів — квадратора К й виконавчого механізму (реле) ВМ.

Лит.: Пылькин Я. З. Теория релейных систем автоматического регулирования. М., 1955 [бібл.огр. с. 437-450]; Федьбаум А. А. Вычислительные устройства в автоматических системах. М., 1959 [бібл.огр. с. 772-790]; Попов Е. П. Пальто И. П. Приближенные методы исследования нелинейных автоматических систем. М., 1960 [бібл.огр. с. 775-789]; Вассерман Я. В. А., Попов Е. П. Теория систем автоматического регулирования. М., 1972 [бібл.огр. с. 736-760].

НЕЛІНІЙНИЙ ЕЛЕМЕНТ АОМ — пристрій, що реалізує задачі нелінійної функції одного чи кількох аргументів. Н. е. являють у вигляді блоків АОМ. Н. е. бувають мех., електромех. та електронні. Найпоширенішими є електронні Н. е. АОМ; побудовані вони на основі діодно- і стабілітропно-резистивних схем. При побудові Н. е. цього типу для реалізації ф-ції одного аргумента застосовують апроксимацію її поліномом

$$f(x) \approx \sum_{i=1}^n a_i \max(0, x - x_i) \quad (1)$$

де $|a_i| \leq a$, x_i — точки зламу полінома. Отже, при побудові Н. е. всяка ф-ція $f(x)$ апроксимується неперервною однозначною

ф-цією з обмеженою похідною $\left| \frac{df}{dx} \right| \leq \lambda a$.

В АОМ застосовують універсальні та спеціалізовані Н. е. Універсальні Н. е. реалізують різні ф-ції, над яких значається настроюваннями Н. е. — вибором параметрів a_i та x_i полінома (1). Універсальний Н. е. можна побудувати для ф-цій, заданих у вигляді таблиці, графіка чи матем. формули. Спеціалізовані Н. е. реалізують певну ф-цію, він являє собою пристрій, у якому параметри a_i та x_i незмінні й підібрані відповідно до реалізованої ф-ції. Спеціалізовані Н. е. будують для елементарних ф-цій: степеневих, показникових, тригонометричних і обернених ім, а також для спец. фіз. ф-цій: типових нелінійностей у мех. системах (люфт, сухе тертя тощо). Окремим випадком спеціалізованих Н. е. є *можливо-різноманітні пристрої*. Н. е. функції кількох змінних будують в Н. е. функцій однієї змінної, при побудові реалізують різні способи апроксимації ф-ції кількох змінних (напр., узагальнений ряд Фур'є).

Лит.: Коган В. Я. Электронные моделирующие устройства и их применение для исследования систем автоматического регулирования. М., 1963 [бібл.огр. с. 494-505]; Корн Г. Корн Т. Электронные аналоговые и аналого-цифровые вычислительные машины. Пер. с англ., ч. 1. М., 1967 [бібл.огр. с. 453-456]. Г. Т. Федосов.

НЕЛІНІЙНІХ СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ АНАЛІЗ — розділ *автоматичного керування теорії*, який вивчає характер можливих процесів у нелінійних системах *автоматичного керування*, а також їхні різні якісні та кількісні характеристики. Задачами аналізу є визначення умов існування та стійкості усталених режимів (станів рівноваги, періодичних і майже періодичних рухів), оцінка величин областей притягання цих режимів у фазовому просторі, визначення якості *перехідних процесів* і характеру вимушених рухів при різних зовнішніх діях та ін.

Особливості поведінки нелінійної системи при різних початкових станах визначають розвиток фазового простору на області, всередині яких фазові траєкторії системи мають однакові топологічні властивості. Встановлення структури цього розвитку є першою осн. проблемою Н. с. а. м. а. Для стаціонарних автономних систем структура фазового простору, з основною, визначається типами особливих точок, наявністю замкнених траєкторій — граничних циклів, сепаратрисними поверхнями, які обмежують області притягання стійких особливих точок та замкнених траєкторій, тощо. Друга осн. проблема аналізу пов'язана з дослідженнями класів нелінійних систем, які розвиваються лише чисельними значеннями деяких параметрів, і полягає у визначенні т. з. біфуркаційних поверхонь. Ці поверхні розбивають простір

параметрів на області, в середині яких фазовий простір системи має топологічно однакову структуру.

Методи аналізу нелінійних систем можна розділити на аналітичні та неаналітичні (чисельні, графічні, машинні). В свою чергу, аналітичні методи можна розділити на точні та наближені. Стосовно складних систем жоден метод, узятий окремо, не дає можливості вичерпати названі проблеми аналізу. Найповніші результати можна одержати, використовуючи різні методи досліджень.

Ляпунові методи є строгими методами дослідження стійкості й становлять фундамент теорії стійкості. Теорема Ляпунова про стійкість за 1-м наближенням зводять питання про стійкість нелінійних систем при малих збуреннях до аналізу лінійної моделі системи. Прямий (2-й) метод Ляпунова дає змогу знаходити достатні умови стійкості нелінійних систем при великих збуреннях. Цим методом найповніше досліджено системи виду:

$$\left. \begin{aligned} \frac{dx_k}{dt} &= \sum_{i=1}^n a_{ki} x_i + b_k f(\sigma), \quad k=1, \dots, n; \\ \sigma &= \sum_{k=1}^n c_k x_k. \end{aligned} \right\} \quad (1)$$

Рівняння (1) можна записати й у вигляді

$$\dot{x} = W(p)x, \quad (2)$$

$$y = f(\sigma). \quad (3)$$

Тут x_k — фазові координати системи, t — незалежна змінна (час), a_{ki} , b_k та c_k — постійні коефіцієнти, $f(\sigma)$ — нелінійна ф-ція, $p \equiv \frac{d}{dt}$,

$$\left. \begin{aligned} W(p) &= -\frac{\Delta(p)}{D(p)}, \quad D(p) = \\ &= \begin{vmatrix} a_{11} - p & \dots & a_{1n} \\ \dots & \dots & \dots \\ a_{n1} & \dots & a_{nn} - p \end{vmatrix}; \end{aligned} \right\} \quad (4)$$

$$\Delta(p) = \sum_{k=1}^n c_k N_k(p), \quad N_k(p) = \sum_{i=1}^n b_i D_{ik}(p) \quad (5)$$

$D_{ik}(p)$ — алгебр. доповнення елемента рядка i стовпця k визначника $D(p)$; у точках розриву $f(\sigma)$ та її похідних рівняння (2), (3) доовначаються умовами стрибків σ та її похідних. При аналізі системи (1) її можна замінити системою (2), (3), якщо многочлени $D(p)$ і $\Delta(p)$ не мають сильних нулів.

Метод гармонічної лінеаризації (гармонічного балансу) дає змогу наближено визначити умови існування та стійкості періодичних режимів нелінійних систем, їхню амплітуду й частоту; він оснований на такому припущенні. Припустимо, що при проходженні сигналу y через лінійну частину (2) відбувається від-

фільтрування високочастотних складових, внаслідок чого сигнал σ — близький за формою до синусоїдного, тобто апроксимується залежністю

$$\sigma = a \sin \omega t. \quad (6)$$

Розвиваючи в ряд Фур'є результат підстановки виразу (6) у рівняння (3) й відкидаючи вищі гармоніки, одержимо

$$y = g(a)\sigma + \frac{q_1(a)}{\omega} p\sigma, \quad (7)$$

де

$$\left. \begin{aligned} g(a) &= \frac{1}{\pi a} \int_0^{2\pi} f(a \sin u) \sin u du; \\ q_1(a) &= \frac{1}{\pi a} \int_0^{2\pi} f(a \sin u) \cos u du. \end{aligned} \right\} \quad (8)$$

Шуканий розв'язок (8) визначається дійсними значеннями a та ω , що задовольняють лінійну систему (2), (7) при заміні в ній p на $j\omega$. Метод набув дальшого розвитку для аналізу стійкості рівноваги і якості перехідних процесів.

Частотний метод Полова дає можливість визначити достатні умови стійкості системи (2), (3) на основі такого критерію. Нехай $W(j\omega) = U(\omega) + jV(\omega)$, $f(\sigma)$ — однозначна неперервна ф-ція, яка задовольняє нерівності

$$0 < \frac{f(\sigma)}{\sigma} < \kappa. \quad (9)$$

де κ — дійсна стала. Тоді для того, щоб стан рівноваги $\sigma = \frac{d\sigma}{dt} = \dots = 0$ системи (2),

(3) був асимптотично стійким за Ляпуновим і щоб областю притягання для нього був увесь фазовий простір, достатньо, щоб існувало дійсне число q , при якому для всіх $\omega > 0$ виконується нерівність

$$U(\omega) - qV(\omega) + \frac{1}{\kappa} > 0. \quad (10)$$

Метод перерізів простору параметрів, аналітичний і точний, дає змогу досліджувати фазові простори і простори параметрів нелінійних систем, розглядаючи їх в умовах спеціально обраних перерізів простору параметрів. За допомогою перетворення

$$x_k = \sum_{i=1}^n \frac{N_k(\lambda_i)}{D'(\lambda_i)} y_i, \quad k=1, \dots, n \quad (11)$$

систему (1) приводять до вигляду

$$\left. \begin{aligned} \frac{dy_i}{dt} &= \lambda_i y_i + f(\sigma), \quad i=1, \dots, n; \\ \sigma &= \sum_{i=1}^n T_i y_i. \end{aligned} \right\} \quad (12)$$

де λ_i — корені рівняння $D(p) = 0$, з них s дійсних;

$$\gamma_i = -\frac{1}{D'(\lambda_i)} \sum_{k=1}^n c_k N_k(\lambda_i); \quad (13)$$

$$D'(p) = \frac{d}{dp} D(p) \Big|_{p=\lambda_i}.$$

Перетворення (11) неособливе, якщо корені λ_i прості й $\det(B, AB, \dots, A^{n-1}B) \neq 0$, де B — стовпець чисел b_1, \dots, b_n , $A = (a_{ij})$ — матриця $n \times n$. Нехай a_{ij}, b_i — задані числа, c_k — параметри. У просторі параметрів c_k визначимо $0,5(n+s(s-2))$ перерізів — площин розмірності 2, кожному з яких описують рівняннями

$$\sum_{k=1}^n c_k N_k(\lambda_i) = \delta_{is} A_s + \delta_{ir} A_r, \quad i = 1, \dots, n. \quad (14)$$

Тут A_s, A_r — довільні сталі (комплексно спряжені при λ_s, λ_r — комплексно спряжені), δ_{ij} ($i = s, r$) — символ Кронекера. В перерізі (14) $\gamma_i = 0$ ($i \neq s, r$), тому система (12) має незалежну підсистему зі змінними y_s, y_r, σ ; для типових $f(\sigma)$ такі підсистеми вивчено. При відомій $\sigma(t)$ залежності $y_i(t)$ ($i \neq s, r$) визначають з виразів

$$y_i(t) = y_i(0) e^{\lambda_i t} + \lambda_i^{-1} \int_0^t f(\sigma(\tau)) e^{-\lambda_i \tau} d\tau.$$

За рівняннями (11) результат переносять на систему (1). Метод дає змогу знаходити сепаратрисні поверхні у фазовому просторі, перерізи бифуркаційних поверхонь з площинами перерізів у просторі параметрів тощо.

Метод приєднання дає змогу аналізувати кусково-лінійні (та інші кусково-інтегровні) системи визначенням змін координат системи в часі. Нехай $f(\sigma) = a_i \sigma + b_i$ при $\sigma_i^* \leq \sigma < \sigma_{i+1}^*$ ($i = 1, \dots, q$), де $k_i, b_i, \sigma_i^*, \sigma_{i+1}^*$ — дійсні сталі. Тоді на кожному інтервалі $i = 1, \dots, q$ система (2), (3) лінійна і, отже, її можна проінтегрувати.

Кінцеві значення змінних $\sigma^-, \dots, \left(\frac{d^{n-1}\sigma}{dt^{n-1}}\right)^-$ на інтервалі i зв'язані з початковими значеннями $\sigma^+, \dots, \left(\frac{d^{n-1}\sigma}{dt^{n-1}}\right)^+$ на інтервалі $i+1$ умовами:

$$\Delta\sigma' = H_1 \Delta f(\sigma);$$

$$\Delta\sigma' + S_1 \Delta\sigma' = H_1 \Delta f'(\sigma) + H_2 \Delta f(\sigma);$$

$$\dots$$

$$\Delta\sigma^{(n-1)} + S_1 \Delta\sigma^{(n-2)} + \dots + S_{n-2} \Delta\sigma' =$$

$$= H_1 \Delta f^{(n-2)}(\sigma) + \dots + H_{n-1} \Delta f(\sigma).$$

Тут

$$\Delta\sigma^{(k)} = \left(\frac{d^k \sigma}{dt^k}\right)^+ - \left(\frac{d^k \sigma}{dt^k}\right)^-, \quad k = 1, \dots, n-1;$$

$$\Delta f^{(k)}(\sigma) = f^{(k)}(\sigma^+) - f^{(k)}(\sigma^-),$$

$$k = 0, \dots, n-2; \quad f^{(k)}(\sigma) = \frac{d^k f(\sigma)}{dt^k};$$

тобто при $k=0$

$$\Delta f(\sigma) = f(\sigma^+) - f(\sigma^-);$$

при $k=1$

$$\Delta f^{(1)}(\sigma) = \left(\frac{df}{d\sigma}\right)_{\sigma=\sigma^+} \left(\frac{d\sigma}{dt}\right)^+ - \left(\frac{df}{d\sigma}\right)_{\sigma=\sigma^-} \left(\frac{d\sigma}{dt}\right)^- \quad \text{т. д.}$$

S_k, H_k — коефіцієнти многочленів $D(p) = p^n + S_1 p^{n-1} + \dots + S_n$; $\Delta(p) = H_1 p^{n-1} + H_2 p^{n-2} + \dots + H_n$.

Додатковий аналіз дає можливість виявити наявність періодичних розв'язків, визначити їхню стійкість. Для Н. с. а. к. а. застосовують і метод малого параметра, *фазово-просторові методи*, метод точкових відображень та ін.

Лит. Боголюбов Н. Н., Митропольский Ю. А. Асимптотические методы в теории нелинейных колебаний. М., 1958 [6 бд.огр. с. 407-408]; Горюнов Н. С., Кругова Н. Н., Ручковский В. Ю. Динамика нелинейных сервомеханизмов. М., 1958 [6бд.огр. с. 313-315]; Попов Е. П., Илатьев И. П. Приближенные методы исследования нелинейных автоматических систем. М., 1960 [6 бд.огр. с. 775-789]; Велл К. И. Нелинейные колебания и системы автоматического регулирования и управления. М., 1962 [6бд.огр. с. 257-260]; Меледин Р. А. Точные аналитические методы в теории нелинейных автоматических систем. Л., 1967 [6бд.огр. с. 438-447]; Нишимо В. Н. Теория нелинейных автоматических систем. Частотные методы. М., 1972 [6бд.огр. с. 472-544]; Каннингхэм В. Введение в теорию нелинейных систем. Пер. с англ. М.-Л., 1962 [6бд.огр. с. 452-456]; Хаяси Т. Нелинейные колебания в физических системах. Пер. с англ. М., 1968 [6бд.огр. с. 421-427]. Р. А. Меледин.

НЕВАНТАЖЕНЕ РЕЗЕРВУВАННЯ

спосіб резервування елементів, при якому резервні елементи перебувають у вимкненому стані й мають нехтувано малу інтенсивність відмови. У теорії систем з Н. р. цю інтенсивність приймають рівною 0. Розрізняють невідновлювані й відновлювані системи з Н. р.

Невідновлювані системи з Н. р. Нехай система має n основних елементів зі щільністю часу безвідмовної роботи $\lambda e^{-\lambda t}$, $t > 0$ та m резервних елементів. Відмова системи настає в момент, коли кількість елементів, що відмовили, набуває значення $m+1$. Тоді час безвідмовної роботи системи має

щільність ймовірності $\lambda \frac{(\lambda n t)^m}{m!} e^{-\lambda n t}$, середній час безвідмовної роботи дорівнює $\frac{m+1}{\lambda n}$;

імовірність того, що система не відмовить

$$\text{за час } t, \text{ становить } e^{-\lambda t} \sum_{k=0}^n \frac{(\lambda t)^k}{k!}.$$

Відновлювані системи. Нехай λ, m, μ — ті самі параметри, що й у невідновлюваних системах, і елементи, що відмовили, відновлюються операторами, кожний з яких відновлює один елемент протягом випадкового часу з щільністю $\mu e^{-\mu t}, t > 0$. Позначмо через T_k мати. сподівання часу до відмови системи за умови, що в момент $t = 0$ кількість справних елементів дорівнює k . Тоді T_k визначаються розв'язуваннями системи рівнянь

$$T_k = \frac{1}{\lambda + \mu_k} + \frac{\lambda}{\lambda + \mu_k} T_{k+1} + \frac{\mu_k}{\lambda + \mu_k} T_{k-1}, \quad k = 0, 1, \dots, m,$$

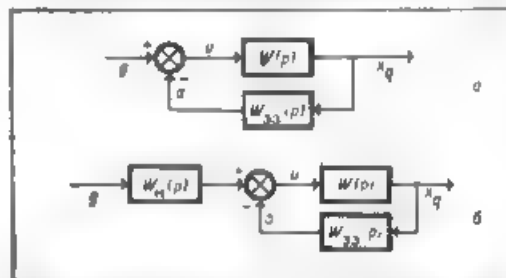
де $\mu_k = \mu k$ при $k \leq m$, $\mu_k = \mu$ при $k > m$; $T_{-1} = T_{m+1} = 0$. Якщо $\lambda \ll \mu$, то зближений вираз середнього часу між відмовами системи має вигляд $\mu_1, \dots, \mu_m / (\lambda + \mu)^{m+1}$. Нехай система складається з одного осн. та одного резервного елемента, ξ — випадковий час безвідмовної роботи елемента, α — імовірність відновлення резервного елемента за час ξ . Тоді за малих α час безвідмовної роботи системи має розподіл, близький до розподілу зі щільністю $\nu e^{-\nu t}, t > 0$, де $\nu = (1 - \alpha) / M\xi$.

НЕПЕРЕРВНИХ СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ СИНТЕЗ — визначення структури, значень параметрів і складу елементів неперервної системи автоматичного керування (САК), при яких система задовольняє пред'явлені їй вимоги. Заданням синтезу є побудова моделі математичної системи (визначення структурної схеми й значень параметрів) і реалізація цієї моделі на базі тех. засобів автоматизації. Вибір структурної схеми є специфічною задачею синтезу, тоді як визначення значень параметрів при заданій структурі (параметричний синтез) можна здійснити методами аналізу (див. *Нелінійні системи автоматичного керування аналіз*). Оскільки звичайно об'єкт керування задано, задача синтезу зводиться до синтезу керуючої частини системи. Нерідко буває задано й деякі ланки керуючої частини; в такому разі виокремлюють окремі задачі синтезу — синтез законів керування, синтез коректуючих ланок і т. ін.

Синтез САК починається з вивчення керуваного об'єкта й формулювання вимог до системи. Відповідно до постановки задачі з аналізу матем. моделі об'єкта визначають його програмні рухи (зокрема, стані рівноваги). В реальних умовах програмні рухи зблизити з точно виконати неможливо. Тому наступним етапом є побудова матем. моделі керуючої системи, яка забезпечує при наявності

початкових відхилень і зовн. діянь виконання програми з необхідною точністю. Треба, щоб синтезована модель була стійкою й задовольняла вимоги якості *перехідних процесів*. Крім того, ця модель повинна бути фізично реалізовною з застосуванням елементів, які відповідають вимогам вартості, надійності, специфічним умовам роботи системи тощо.

Ряд вимог, пред'явлюваних до САК (напр., точність і вартість), суперечать одна одній, а деякі (напр., зручність експлуатації) важко піддаються формалізації. Тому загалом



Спрощені структурні схеми неперервних систем автоматичного керування: а — початкової системи; б — системи з коректуючим пристроєм

проблема синтезу САК багато в чому валивається предметом інженерного мистецтва. В конкретних випадках важливу роль відіграє нагромаджений досвід, моделювання на обчисл. машинах тощо. Однак ряд задач синтезу можна формалізувати.

Один з напрямів формалізованого синтезу полягає ось у чому. Виходячи з вимог до динамічних якостей системи, визначають бажану (еталонну) матем. модель, напр., *передаточну функцію*, що характеризується розподілом нулів і полюсів, частотні характеристики, які характеризуються своєю формою, тощо. Порівнюючи бажану модель з моделлю існуючої частини системи, підшукують фізично реалізовані моделі коректуючих елементів, які дають змогу наблизити синтезовану систему до еталонної. Такі методи найдокладніше розроблено для лінійних систем, але їх застосовують і для нелінійних. Як приклад розглянемо об'єкт, описуваний рівняннями

$$\frac{dx}{dt} = \sum_{i=1}^n a_{i1}x_i + b_1u, \quad i = 1, \dots, n, \quad (1)$$

де x_i — фазові координати об'єкта, t — незалежна змінна (час), u — керуюче діяння, a_{i1}, b_1 — сталі коефіцієнти. Нехай треба синтезувати слідуючу систему для керування координатою x_q при заданих осн. елементах *зворотного зв'язку*. Структурна схема

$$x_q = W(p)u; \quad u = g - \sigma; \quad \sigma = W_{33}(p)x_q \quad (2)$$

$$W(p) = \frac{N(p)}{D(p)}; \quad D(p) = \begin{bmatrix} a_{11} - p & \dots & a_{1n} \\ \dots & \dots & \dots \\ a_{n1} & \dots & a_{nn} \end{bmatrix};$$

$$N_g(p) = \sum_{i=1}^n b_i D_{ig}(p); \quad (3)$$

g — задавальне діяння; σ — сигнал зворотного зв'язку; $W_m(p)$ — передавальна функція зворотного зв'язку; $D_{ig}(p)$ — алгебричне доповнення елемента рядка i стовпчика g визначника $D(p)$; $p = d/dt$. Логарифмічна амплітудна й фазова частотні характеристики замкненої системи визначаються виразами

$$\lg R(\omega) = \lg \left| \frac{W(j\omega)}{1 + W(j\omega)W_m(j\omega)} \right|; \quad (4)$$

$$\theta(\omega) = \arg \frac{W(j\omega)}{1 + W(j\omega)W_m(j\omega)}. \quad (5)$$

Щоб наблизити їх до бажаних характеристик $R_0(\omega)$, $\theta_0(\omega)$, універсально послідовно коректуючий пристрій (мал. 6), частотні характеристики якого $R_n(\omega)$, $\theta_n(\omega)$ повинні наближено задовольняти рівняння

$$\lg R_n(\omega) = \lg R_0(\omega) - \lg R(\omega);$$

$$\theta_n(\omega) = \theta_0(\omega) - \theta(\omega).$$

Другий напрям формалізованого синтезу полягає в побудові систем, оптимальних за будь-яким критерієм Теорія оптимальної фільтрації Колмогорова — Вінера дає змогу синтезувати системи, які забезпечують відтворення корисного сигналу на фоні шуму з найменшою помилкою. *Покращення принцип максимуму* й *метод програмованого динамічного* дають змогу синтезувати системи, оптимальні за швидкодією, витратою енергії, тощо.

Теорія локально-оптимальних систем дає змогу синтезувати системи, які забезпечують досягнення екстремуму якогось функціоналу в кожній точці фазового простору. Так, для об'єкта (1) при обмеженнях

$$\operatorname{Re} \lambda_i < 0, \quad i = 1, \dots, n, \quad |u| \leq 1 \quad (6)$$

квадратична форма

$$V = \sum_{i,j=1}^n m_{ij} x_i x_j \quad (7)$$

спадє в кожній точці фазового простору з максимальною швидкістю, якщо система керування описується рівняннями

$$\dot{x} = \begin{cases} +1, & \sigma > 0; \\ -1, & \sigma < 0; \end{cases} \quad (8)$$

$$\sigma = \sum_{i=1}^n c_i x_i, \quad c_i = 2 \sum_{k=1}^n m_{ik} b_k. \quad (9)$$

Тут λ_i — власні числа матриці $(a_{ki})_i^m$, m_{ij} — сталі коефіцієнти, які задовольняють нерівність

$$\begin{vmatrix} m_{11} & \dots & m_{1k} \\ \dots & \dots & \dots \\ m_{k1} & \dots & m_{kk} \end{vmatrix} > 0, \quad k = 1, \dots, n. \quad (10)$$

Метод аналітичного конструювання регуляторів Льютова дає змогу синтезувати керування з умови мінімізації інтеграла від квадратичної форми змінних. Так, для об'єкта (1) функціонал

$$I = \int_0^{\infty} \left(\sum_{i,j=1}^n m_{ij} x_i x_j + c u^2 \right) dt \quad (c = \text{const}) \quad (11)$$

має мінімум у класі кусково-неперервних керувань $u(x_1, \dots, x_n)$, які забезпечують обмеженість інтеграла (11), якщо виконуються

$$u = \sigma, \quad \sigma = \sum_{i=1}^n c_i x_i, \quad c_i = \frac{1}{c} \sum_{k=1}^n b_k B_{ki}, \quad (12)$$

причому коефіцієнти B_{ki} визначаються з системи

$$m_{ii} + 2 \sum_{k=1}^n a_{ki} B_{ki} - \frac{1}{c} \sum_{k=1}^n b_k B_{ki} \sum_{h=1}^n b_h B_{kh} = 0. \quad (13)$$

Другий варіант розв'язку задачі запропонував О. А. Красовський. Для об'єкта (1) при обмеженнях

$$\int_0^{\infty} u^2 dt = D, \quad \int_0^{\infty} \sigma^2 dt = E, \quad (14)$$

де D, E — сталі, залежні від початкових умов, інтеграл від квадратичної форми

$$J = \int_0^{\infty} \sum_{i,j=1}^n m_{ij} x_i x_j dt \quad (15)$$

має мінімум, якщо виконано умови

$$\left. \begin{aligned} |u| &= k |\sigma|^{2/p}; \quad k = \text{const} > 0; \\ \operatorname{sign} u &= -\operatorname{sign} \sigma; \\ \frac{1}{q} + \frac{1}{p} &= 1; \quad q = \text{const} > 0; \\ p &= \text{const} > 1, \quad \sigma = \sum_{i=1}^n c_i x_i; \\ c_i &= 2 \sum_{k=1}^n C_{ki} b_k \end{aligned} \right\} \quad (16)$$

і коефіцієнти C_{ki} визначаються з системою рівнянь

$$\begin{aligned} m_{ki} &= - \sum_{p=1}^n (C_{ip} a_{pk} + a_{pi} C_{pk}), \\ i, k &= 1, \dots, n. \end{aligned} \quad (17)$$

При використуванні названих методів оптимального керування для інженера є вибір вагових коефіцієнтів m_{ij} мінімізованого функціоналу. Цей вибір здійснюється за додатковими

критеріями якості процесів у системі або визначається тех. змістом задачі.

Синтез оптим. систем іноді веде до важко реалізованих матем. моделей. У таких випадках строго опт. система може правити за еталон для оцінки близьких до неї й легко реалізованих квазіоптимальних систем, проте методи таких оцінок розроблено ще недостатньо.

Лит., С. М. Яковлев Д. П. Силтез квазіоптимальних систем автоматичного управління. Л., 1967 (Бібліогр. с. 165—166). Болтянский В. Г. Математические методы оптимального управления М., 1968. Летов А. М. Динамика полета и управление М., 1969 (Бібліогр. с. 347—357). Красовский А. А. Аналитическое конструирование контуров управления детерминированными аппаратами М., 1969 (Бібліогр. с. 235—238). Трансєт Дж. Синтез систем автоматического регулирования Пер с англ. М. 1959. Чанг Ш. С. Л. Синтез оптимальных систем автоматического управления Пер с англ. М., 1964. Ван Трисс І. Синтез оптимальных колебательных систем управления. Пер с англ. М., 1964. Р. А. Немтин.

НЕРОЗВ'ЯЗНІ АЛГОРИТМИЧНІ ПРОБЛЕМИ — масові проблеми, для яких не існує ефективних методів розв'язування. В інтуїтивному розумінні масова (алгоритмична) проблема — це нескінченний клас споріднених окремих конкретних проблем, можна з яких потребує відповіді «так чи ні», а метод розв'язування масової проблеми — це єдиний заг. метод, що дає правильну відповідь для кожної окремої проблеми. Фактично, довівши масову проблему можна сформулювати як проблему розпізнавання якоїсь властивості E елементів даної нескінченної множини A ; при цьому окремі проблеми, з яких складається ця масова проблема, пов'язані з елементами множини A , і кожна з них полягає в тому, що треба дізнатися, має чи не має відповідний елемент множини A властивість E . Розглядаючи масову проблему, дослідник здебільшого цікавиться ефективними (конструктивними) методами розв'язування її, методами, що дають розв'язання будь-якої окремої проблеми за скінченну кількість кроків. Множину A , для елементів якої формулюють масову проблему, припускають конструктивною (що допускає можливість застосування алгоритмів). Тому задачу ставлять так: знайти алгоритм, який можна застосувати до будь-якого елемента множини A і який дає для кожного даного $a \in A$ дає «і» або «н» залежно від того, має чи не має елемент a властивість E . Масову проблему наз. *нерозв'язною*, якщо такого алгоритму не існує.

Майже в усіх розділах математики є багато масових проблем. В алгебрі, напр., виникає така масова проблема: для довільного цілочисельного многочлена від одного невідомого дізнатися, чи має він цілий корінь (тут, очевидно, A — множина всіх многочленів від однієї змінної, коефіцієнти яких — цілі числа, а E — властивість многочлена мати цілий корінь). Існує тривіальний алгоритм розв'язання цієї масової проблеми, який ґрунтується на тому, що будь-який цілий корінь цілочисельного многочлена від одного невідомого є дільником його вільного члена. Відомо 10-а проблема Гільберта полягає у відшу-

канні алгоритму розв'язування для ширшої масової проблеми, в якій множину цілочислових многочленів від одного невідомого замінено множиною всіх цілочислових многочленів від довільного числа невідомих. Ця проблема вже виявилася нерозв'язною.

У 30-х рр. 20 ст., завдяки працям австр. матем. К. Геделя (н. 1906) та амер. матем. А. Черча (н. 1903), поняття алгоритм. нерозв'язності було уточнено з застосуванням понять нумерацій (див. *Нумерацій теорія*) та часткової рекурсивності. Згодом англ. матем. А. Тьюрінг (1912—54) запропонував інше уточнення поняття нерозв'язності, використавши поняття *Тьюрінгових машин*. Ці уточнення, як виявилось, приводять до рівноб'єжних понять нерозв'язності. В інших уточненнях, що дають такий самий результат: *нормальні алгорифми* рад. матем. А. А. Маркова (н. 1903), формальні числення амер. матем. В. Поста (1897—1954) та ін.

Вперше існування Н. а. п. довів А. Черч, у доведенні Черча використано Ідею Геделя, воно було тісно пов'язане з знаменитою теоремою про неповноту (див. *Гедель теорема про неповноту*). З гедельвського доведення неповноти арифметики по гуті, випливає нерозв'язність проблеми ідентифікації істинних тверджень елементарної арифметики. А. Черч довів, що й для числення *предикатів другого* не існує алгоритму, що розпізнає істинні речення. Перші приклади Н. а. п. стосувались логіки математичної те основ математики.

В 1947 незалежно один від одного А. А. Марков і Е. Пост довели алгоритм. нерозв'язність проблеми тотожності в *півгрупах*. Це перший приклад Н. а. п., що виникла поза сферою матем. логіки й основ математики. Відомо, що всяку півгрупу можна задати за допомогою систем твірних і визначальних співвідношень. Якщо півгрупа не вільна (тобто існує хоча б одне співвідношення між її твірними), то представлення будь-якого елемента Π через твірні неоднозначно. Тому постає завдання: для двох даних виразів, що є добутками твірних, дізнатися, чи дорівнюють ці добутки один одному. В тому разі, коли півгрупу задають скінченними системами твірних і визначальних співвідношень, треба знайти алгоритм, який розв'язує будь-яку таку задачу. А. А. Марков і Е. Пост побудували півгрупу з нерозв'язною проблемою тотожності. Аналогічна проблема для груп — проблема тотожності в групі — посідає важливе місце в теорії груп. Рад. математик П. С. Новиков (н. 1901) в 1952 довів її алгоритм. нерозв'язність. Останнім часом було доведено алгоритм. нерозв'язність ряду проблем у теорії півгруп, груп, структур, кілець, полів та ін. алгебр. систем (див. *Елементарні теорії*).

Н. а. п. було виявлено й у *топології*. А. А. Марков довів, що не може бути алгоритму, який за даними двома скінченими триангуляціями чотиривимірних многовидів визначав би гомеоморфізм цих мно-

(синтаксичної) Н. с. а. тісно пов'язане з т. з. зовнішньою (семантичною) Н. с. а., яка полягає в недовідності в даній теорії будь-якого твердження, яке суперечить фактам описуваної нею дійсності. Незважаючи на цей зв'язок, сміхоточна й семантична Н. с. а. рівнозначні тільки для таких «бідних» логік, теорій, як, наприклад, *числення висловлювань*; в загальні внутрішні несутеречливість теорії сильніша за зовнішню. Роль дійсності, яку відображує якась конкретна теорія, може відігравати якась інша дедуктивна теорія, отже зовнішня несутеречливість вихідної теорії можна розуміти як її відносну несутеречливість, а зазначення системи відповідних семантичних правил передавання понять, виразів і тверджень з другої теорії в першу, що дає інтерпретацію (модель) першої теорії, буде для неї відносним доведеним несутеречливості.

У класичній математиці джерелом побудови моделей для таких доведень була *механічна теорія*. Але після виявлення в теорії множин антиномій (парадоксів, суперечностей) постала потреба в нових, принципово відмінних від методу інтерпретації, методів доведення Н. с. а. (у нихомусь розумінні абсолютних). Така сама потреба виникає і внаслідок того, що поняття внутрішньої і зовнішньої Н. с. а. не збігаються. Можна вибрати й проміжний шлях, вимагаючи абсолютного доведення Н. с. а. тільки для теорії множин (до якої вже можна було б зводити проблеми Н. с. а. конкретних теорій суто теоретико-модельними засобами), чи хоча б для *арифметики формальної*, бо засобами цієї арифметики будуватись теоретико-множинний універсум осн. розділів класичної математики. Такий шлях і обрав нм. математик Д. Гільберт (1862—1943), запропонувавши широку програму, в ході виконання якої обґрунтовувати теорії насамперед слід піддавати формалізації, а одержані формальні системи (*числення*) — досліджувати, щоб встановити їхню синтаксичну несутеречливість, т. з. фінитним, тобто вищезазначеними засобами, які не використовують сумнівних теоретико-множинних абстракцій. Такі абсолютні доведення склали осн. зміст метаматематики (див. *Доведена теорія, Метатеорія*). Але вже 1931 австр. математик К. Гедель довів принципову нездійсненність гільбертівської програми саме щодо арифметики натуральних чисел (а тим більше до теорії множин). Він показав, що в несутеречливій арифм. формальній системі необхідно знайдуться нерозв'язні (недовідні й неспростовні) твердження, отже, вимоги Н. с. а. арифметики та її повноти (див. *Повнота формальної теорії*) залишаються несумісними. А це свідчить не тільки про нездійсненність гільбертівської програми в повному її обсязі, а й про принципову обмеженість самого аксіоматичного методу. У зв'язку з цим було запропоновано деякі розширення первісної фінитистської концепції, які дали змогу знати хоч і не фінитні, але в певному розумінні конструктивні доведення несутеречливості арифметики. Докорінний перегляд самого поняття

доведення і трактування проблеми несутеречливості здійснюється в межах ультраінтуїцистської концепції, засобами якої вже знайдено, зокрема, обґрунтування найуживаніших систем аксіоматичної теорії множин.

Ю. О. Гаспел.

«НІППОН ЕЛЕКТРИК КОМПАНІ» (Nippon Electric Company, Ltd) — одна з провідних японських фірм по виробництву електротехнічного і радіоелектронного обладнання, систем зв'язку, обчислювальних машин і периферійних пристроїв до них. Створена 1899, випуск ЕЦОМ почала в 1958. З 1965 почато випуск серії машин 3-го покоління — «NEAC-Series 2200». В 1970 випущено найпотужнішу япон. ЕЦОМ «NEAC-Series 2200» моделі 7000 — одно- і двокадресну машину, що працює в режимі з фіксованою і з плаваючою комою. Довжина слова — 48 або 96 двійкових розрядів, слова змінної довжини — з 6-розрядних символів. Ємність головного ЗП (на магн. осередках) — від 128 до 2048 тис. 6-розрядних символів. Час виконання арифм. операцій при роботі з фіксованою комою (36-розрядні слова): додавання й віднімання — 0,5 мксек, множення — 1,7 мксек, ділення — 5,6 мксек; при роботі з плаваючою комою (48-розрядні слова) додавання й віднімання — 0,8 мксек, множення — 1,4 мксек, ділення — 2,6 мксек.

Фірма випускає й малі ЕЦОМ на інтегральних схемах (NEAC-1240) та кілька аналогових обчисл. машин (A-200, A-300 і A-500), що забезпечують точність обчислень до $\pm 0,05\%$.

Літ. Нількова Ю. В. Електронна висчислювальна техніка в капіталістичній економіці М., 1961; Зейдлерберг В. Я., Матвеевко Н. А., Таракатова В. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1970 г. М., 1970.

С. Ф. Козубовський.

«ННБ», палібр мелінійних блоків — приставка до моделюючих пристроїв, призначена для розширення кола мелінійних задач, які розв'язують на аналогових обчислювальних машинах типу «ЛМУ-1», «МПТ-9» та ін. «ННБ» дає змогу відтворювати однозначні функціональні залежності від однієї незалежної змінної $Y = cf(X)$; відтворювати

обернені ф-ції $X = \frac{1}{c} \psi(Y)$ без настроювання,

де $Y = cf(X)$ — «набрана» рівність; перемножувати дві ф-ції за формулою $Z = 0,01 XY$

а ділити дві ф-ції за формулою $Z = 10 \frac{Y}{X}$.

Діапазон змін вхідних і вихідних величин лежить у межах ± 100 е (крім операції ділення, для якої $10 \leq |X| \leq 100$ е, $|Y| \leq 100$ е, $|Z| \leq 100$ е). Одночасно можуть виконуватись три операції відтворення ф-цій: три операції множення або ділення. Відтворення мелінійних залежностей здійснюється за допомогою діодних елементів, підключених до *відсилителя операційного*, методом кусково-лінійної апроксимації з найбільшим числом відрізків, що дорівнює 20. Діодні елементи можна викидати на вхід підсилювача і в

зворотний зв'язок. Для практичних задач відносна, введена до 100 а, похибка відтворення нелінійних залежностей становить 1—2%, похибка операції множення — 1%; ділення — 5%. Додатково використання: виконання трьох операцій інвертування або двох операцій масштабування перетворень; точне задавання початкових умов і сталих збурень.

Оси, складові частини «НБ»: базовий блок з двома підсилювачами «УПД-3» та блоком живлення (3 шт.); вставка функціонального перетворювача (3 шт.); вставка ділення — множення (3 шт.); комутаційна та налаштувальна апаратура. Вставка функціонального перетворювача реалізує кусково-лінійну апроксимацію заданої ф-ції $Y = F(X) \approx$

$$= - \left[F(0) + K(X) + \sum_{i=1}^n b_i (X - X_{\text{поч}}) \right].$$

Налаштування полягає у встановленні значень $F(0)$, K , b_i та $X_{\text{поч}}$. Підсумовування здійснює операційний підсилювач з 20 входними опорами. Вставка ділення — множення виконує множення двох ф-цій X та Y за формулою $Z = 0,01XY = 0,04 \left[\left(\frac{X+Y}{4} \right)^2 - \left(\frac{X-Y}{4} \right)^2 \right]$.

Для цього використовуються суматори й квадратори. Як квадратори застосовують тарти в квадратичною вольт-амперною характеристикою. Щоб реалізувати операцію ділення, множильний пристрій викають у коло зворотного зв'язку операційного підсилювача. Літ. Надання радіопромышленности. Каталог, т. 4. Вычислительная техника. Выпуск: Аналоговая вычислительная техника. М., 1964. А. Ф. Веракса.

НОРМА ВЕКТОРА $X(x_1, x_2, \dots, x_n)$ — певне число $|X|$, яке задовольняє такі вимоги (аксиоми): а) $|X| > 0$ при $X \neq 0$; б) $|CX| = |C| \cdot |X|$ для будь-якого числа C ; в) $|X+Y| \leq |X| + |Y|$ (нерівність трикутника).

Н. в. узагальнює поняття довжини вектора й може правити за характеристику близькості векторів. Її можна вводити різними способами. В різних випадках зручнішою виявляється якась одна норма. Найуживанішими є такі три норми вектора: 1) перша норма (кубічна) $|X|_1 = \sum_{i=1}^n |x_i|$; 2) друга норма (ок-

тавдрична) $|X|_2 = \sqrt{\sum_{i=1}^n x_i^2}$; 3) третя норма (сфе-

рична) $|X|_{\text{III}} = |X| = \sqrt{\sum_{i=1}^n |x_i|^2}$ (або $|X|_{\text{IV}}$).

Наз. ще й евклідовою нормою. Вона є значущою довжиною вектора. В. Ю. Кудрявський.

НОРМА МАТРИЦІ $A = (a_{ij})_{i,j=1}^n$ — точна нижня грань постійних M , які задовольняють нерівність $|AX| \leq M|X|$ (для всіх $X(x_1, x_2, \dots, x_n)$). Н. м. A позначають через $|A|$; вона характеризується такими властивостями: 1) $|AX| \leq |A| \cdot |X|$; 2) для будь-

якого $\alpha > 0$ знайдеться такий елемент X_α , що $|AX_\alpha| > \alpha|X_\alpha|$. На основі властивостей (1) і (2) Н. м. можна визначити ще й так: $|A| = \sup \frac{|AX|}{|X|}$; $|X| \neq 0$; або (накше): $|A| = \sup_{|X|=1} |AX|$. Крім (1) і (2), Н. м. має

властивості: а) $|A| > 0$, якщо $A \neq 0$ і $|0| = 0$; б) $|CA| = |C| \cdot |A|$ для будь-якого числа C ; в) $|A+B| \leq |A| + |B|$; г) $|A \times B| \leq |A| \cdot |B|$.

Різним способом запровадження норми вектора відповідають різні Н. м. Найчастіше живляють такі три Н. м.:

$$|A|_1 = \max_{1 \leq i \leq n} \sum_{j=1}^n |a_{ij}|$$

$$|A|_2 = \max_{1 \leq i \leq n} \sum_{j=1}^n |a_{ij}|; |A|_{\text{III}} = \sqrt{\lambda_{\text{max}}}$$

де λ_{max} — найбільше власне число матриці $A \cdot A$, A^* — матриця, спряжена A .

НОРМАЛЬНА ФОРМА В. Ю. Кудрявський. **ДОСКОНАЛА** — диз'юнктивна (або кон'юнктивна) нормальна форма (див. Логічні вирази нормальні форми), в якій кожна елементарна кон'юнкція (або диз'юнкція) містить усі змінні, які трапляються в даній формулі. Для кожної ф-ції алгебри логіки може бути тільки одна досконала диз'юнктивна нормальна форма і одна досконала кон'юнктивна нормальна форма. **НОРМАЛЬНА ФОРМА МІНІМАЛЬНА** — диз'юнктивна (або кон'юнктивна) нормальна форма, яка містить найменшу кількість букв порівняно з усіма іншими еквівалентними їй диз'юнктивними (або кон'юнктивними) нормальними формами.

НОРМАЛЬНА ФОРМА СКОРОЧЕНА — диз'юнктивна нормальна форма, яку можна одержати з досконалої диз'юнктивної нормальної форми, якщо, виходячи з елементарних кон'юнкцій останньої та користуючись склеюванням законом і поглинанням законом, провадити всі склеювання й поглинання доти, доки ще можна застосовувати зазначені закони, а потім узяти диз'юнкцію всіх одержаних у такий спосіб елементарних кон'юнкцій.

НОРМАЛЬНИЙ РОЗПОДІЛ — найважливіший в теорії ймовірностей закон розподілу ймовірностей. Випадкова величина ξ має Н. р. P з параметрами α і σ^2 , якщо при будь-яких

$$x_1 \leq x_2 \quad (x_1 < x_2) \quad P(x_1 \leq \xi \leq x_2) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \times$$

$$\times \int_{x_1}^{x_2} e^{-\frac{(x-\alpha)^2}{2\sigma^2}} dx; \text{ параметр } \alpha \text{ являє собою ма-}$$

тематичне сподівання випадкової величини ξ , а σ^2 — дисперсію ξ . На основі централь-

ної граничної теореми при досить заг. припущеннях розподіл суми великого числа випадкових величин близький до Н. р.; цим пояснюється особлива роль Н. р. Цей розподіл часто наз. ще й гауссовським розподілом.

М. В. Яворський

НОРМАЛЬНІ АЛГОРИФМИ, **нормальні алгоритми** — клас словарних алгоритмів, тобто алгоритмів, що їх можна застосовувати до слів певного алфавіту. Запровадив їх рад. математик А. А. Марков (н. 1903). Усіма Н. а. можна позначити, вказавши алфавіт, у якому він діє, та схему Н. а. Алфавітом Н. а. може бути довільний скінченний алфавіт A . Формулами підстановок в алфавіті A наз. вирази, що мають вигляд $p \rightarrow q$ (проста підстановка) або $p \rightarrow \cdot q$ (включаюча підстановка), де p і q — якісь слова в алфавіті A . Їх наз. відповідно лівою й правою частинами ϕ -л підстановки (припускають, що алфавіт A не містить букв \rightarrow і \cdot). Кожен Н. а. в алфавіті A має скінченну кількість таких ϕ -л підстановок. Їх записують у вигляді списку, який наз. схемою алгоритму. Застосування Н. а. до слова s полягає ось у чому. В даному списку ϕ -л підстановок шукають першу з тих, у якій ліва частина входить до слова s . Знаходять перше входження лівої частини ϕ -л в s і замість цього входження підставляють праву частину ϕ -л. Це дає нове слово s_1 . З ним роблять те саме, що з s , і т. д. Цей процес може припинятися сам по собі на якомусь слові, до якого не входить жодна з лівих частин ϕ -л підстановок, що становлять собою схему алгоритму. Крім того, постулюють, що описаний вище процес припиняється, коли до наступного слова застосовується одна з заключених ϕ -л підстановок, тобто ϕ -л вигляду $p \rightarrow \cdot q$. Якщо процес закінчується, то слово, що його одержано, коли процес припиняється, є результатом застосування Н. а. до початкового слова s .

Доведено, що відносно адійсних алгоритмів перетворень Н. а. збігаються з ін. класами алгоритмів, запроваджених для уточнення інтуїтивного поняття алгоритму, напр. Тюрінга машинами. Аналогом Черча теми для Н. а. є принцип нормалізації А. А. Маркова. Будьякий алгоритм в алфавіті A цілком еквівалентний відносно A якомусь Н. а. над A . Задання алгоритмів у нормальному вигляді є близьким до поняття числення, яке застосовують у тих випадках, коли в досліджуваному розділі математики чи кібернетики поняття числення широко використовується, як це буває, напр., у логіці математичній чи лінійній математиці. Користуючись поняттями Н. а., А. А. Марков та ін. довели нерозв'язність цілого ряду алгоритм. проблем (див. *Нерозв'язні алгоритмічні проблеми*).

Лит.: Марков А. А. Теорія алгоритмів. «Труди Математического інститута ім. В. А. Стеклова АН СРСР», 1954, т. 62. М. І. Крестин.

НОСІЇ ЗАПИСУ ІНФОРМАЦІЇ, **матеріал**, призначений для записування, зберігання і подальшого відтворення інформації. До Н. з. і. відносять здебільшого суцільні середо-

вища типу шару, плівки, пластинки, стрічки та ін., які можуть зберігати певний обсяг інформації і в яких послідовність елементарних ділянок, що зберігають одиницю інформації, зв'язана жорстко з геометрією носія і може вільно розміщуватися в його площині.

У процесі записування інформації елементарні ділянки носія змінюють свій фіз. стан. Н. з. і., на яких можна стирати раніше зроблений запис, придатні для багаторазового використання. До носіїв багаторазового використання належать: магн. плівки й середовища (записування в них проводиться намагнічуваннями елементарної ділянки, а стирання — розмагнічуваннями або намагнічуваннями в протилежному напрямку), термопластичні й фотоластичні плівки (записування здійснюється термічною деформацією робочого шару за допомогою променя, стирання — нагріванням плівки до температури плавлення); діелектричний шар екрана електроннопроменевої трубки ЕПТ (записують, збуджуючи електронним променем місцеві елементарні заряди, а стирють — змінюючи величину цих зарядів).

До носіїв одноразового використання належать: папір звичайний, на який інформацію наносять барвником (процес друкування), креслення, перенесення зображення при електрографічному або фотোগрафічному способі записування тощо; папір, на якому інформацію записують пробиванням чи пропалюванням отворів; електрохім. папір, просочений речовиною, яка від дії електр. струму в місці контакту змінює забарвлення цилінду, електр. ролі, спец. папір — шаруватий папір (процес записування полягає в електр. пробиванні й наступній електрохім. реакції, яка спричинює поточні ділянки паперу); фотোগрафічна плівка чи папір (записування проводиться фотооптичним способом). Як правило, описані Н. з. і. можуть зберігати інформацію протягом необмеженого часу, не потребуючи додаткової затрати енергії, крім діелектричних екранів ЕПТ (величину елементарних зарядів цих екранів доводиться періодично відновлювати, бо заряди поступово розтікаються) і фотонапівпровідникової плівки в пристроях електрографічного записування (в цих пристроях у зв'язку з поступовим розплзанням невидимого електростатичного зображення доводиться швидко переносити його на довготривалий носій, напр., папір). Одним з перспективних Н. з. і. є голографічні пластинки і об'ємні носії — голографічні кристали.

Лит. Тимощук Л. Информационные носители, их характеристики в области применения М., 1967 [Бібліогр. с. 109—110]; Ави́сьмо́в В. В., Четвериков В. Н. Преобразование информации для ЭЦВМ М., 1968 [Бібліогр. с. 330—331]; Голенин Г. А. Смирнов Ю. Л. Запись звука и изображения М., 1970 [Бібліогр. с. 46]. Р. Я. Черняк.

НУЛЬОВІХ ВЛАСНИХ ПРОВІДНОСТЕЙ ВУЗІВ МЕТОД — метод моделювання рівнянь виду

$$a_1x_1 + \dots + a_nx_n = 0 \quad (1)$$

за допомогою електричних кіл. Напр., схему,

наведену на мал. 1, за методом нульових власних провідностей розв'язують.

$$Y_1 x_1 + Y_2 x_2 + \dots + Y_n x_n - (Y_0 + Y_1 + \dots + Y_n) x = 0.$$

Якщо власна провідність вузла є дорівнює нулеві, то одержимо рівняння, подібне (1). Спосіб виконання обмеження $Y_0 + Y_1 + \dots + Y_n = 0$ різні.

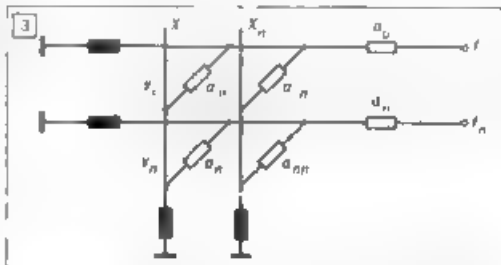
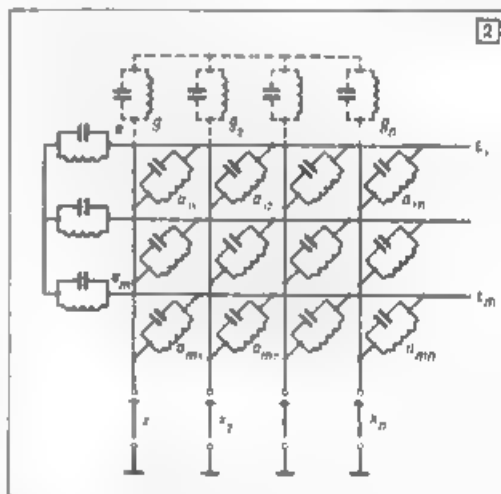
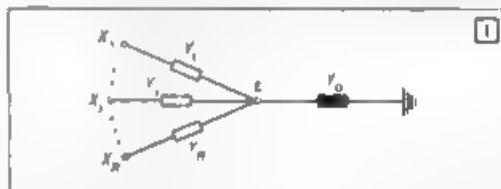
Через те, що комплексні провідності єдині та індуктивності протилежні за знаками, для кіл змінного струму (x_i — комплексні амплітуди синусоїдальних напруг фіксованої частоти ω , а Y_i — комплексні провідності єдині або індуктивності) можна побудувати моделі рівнянь виду (1) за допомогою незрівноважених електр. кіл. Власна провідність вузла в цьому разі зводиться до нуля добором провідності $Y_0 = -(Y_1 + Y_2 + \dots + Y_n)$. В заг. випадку для моделювання будь-яких лінійних алгебр. об'єктів можна конструювати пасивний багатополосник, що складається з так наладжених кіл. Важливим достоїнством таких кіл є оборотність. У теорії лямбда-аналогових моделювання подібно збудовані моделі наз. лямбда-аналоговими.

Точність відтворення матем. операцій виду (1) залежить від добротності єдиностей та індуктивностей, з яких складається багатополосник. Але через те, що добротність єдиностей часто більша за добротність індуктивностей, то можна твердити, що точність моделювання в основному визначається добротністю індуктивностей. Можна вважати, що похибка наближено обернено пропорційна квадратові добротності. Для того, щоб лямбда-аналогові моделі (мал. 2) були точнішими, необхідно, щоб власні провідності були нульовими в усіх вузлах, де одержують потрібні (x_i) й допоміжні (a_i) напруги. Нульових значень власних провідностей вузлів x_i досягають за допомогою додаткових провідностей вузлів g_1, \dots, g_n (на мал. 2 їх позначено пунктиром). Окрім моделей, що живляться несиметричною синусоїдальною напругою, можна побудувати й моделі, що живляться симетричною напругою (з заземленою середньою точкою). Знаки в них можна змінювати перехрещуванням провідників. Такі моделі іноді називають моделями на основі резонансних розв'язувальних чотириполосників. Розв'язувальними елементами схем можуть бути не лише звичайні індуктивності й ємності, а й відрізки довгих ліній, якщо для живлення кола застосувати джерело досить високої частоти.

Для кіл постійного струму (x_i — постійні напруги, а Y_i — резистори) можна побудувати моделі рівнянь виду (1) з застосуванням активних елементів. Якщо як Y_0 застосувати квазіідеальні резистори, одержимо схеми моделей, відомих у теорії квазіаналогового моделювання як дзета-аналогові моделі (мал. 3). Загорненими двополосниками в схемі дзета-аналога умовно позначено квазіідеальні резистори. Подібні схеми належать до зрівнова-

жуваних моделей (див. Зрівноваження методу). Практична реалізація зрівноважування схем з нульовими власними провідностями можлива з застосуванням нерованих джерел струму (напруги), підсилювачів операційних, інверторів імпедансу чи роторів.

Н. в. в. м., будучи досить зручним для моделювання алгебр. рівнянь, не придатний для моделювання дифер. рівнянь. Але поєднавши цей метод з потенціально-нульовим точним методом дифер. рівняння можна моделювати, й це реалізовано в машині «Аналог», розроб-



1. Електрична схема методу нульових власних провідностей
2. Схема лямбда-аналогової моделі системи алгебричних рівнянь
3. Схема дзета-аналогової моделі системи алгебричних рівнянь

лений у Франції. Проте, використовуючи лише Н. в. в. м., все-таки можна побудувати моделі для наближеного розв'язування систем звичайних дифер. рівнянь (напр., застосовуючи точкове числення) та для розв'язування

крайових задач і для дифер. рівнянь у частинних похідних. У цьому разі еластичості, притаманні оборотним моделям, дають змогу легко моделювати граничні умови і накладати їх на шукані ф-ції.

Дип. Вороневский Б. А. Теория и конструирование интегрирующих математических машин основанных на моделировании алгебраических операторов с помощью индуктивности и емкости. В кн. Вопросы теории и применения математического моделирования М., 1965. Пухов Г. Р. Методы анализа и синтеза квазианалоговых электронных цепей. К., 1967 (б. бюл. с 560-564). М. Ф. Флер Г. Ж. Новый тип универсальной вычислительной машины.

ний фіксувати й рівність між ними. Численні різновиди схем Н.-о. розрізняють за принципом дії й за фіз. явищами, які в них використовують. Так, до генераторних Н.-о. належать діодно-регенеративні (балансного й небалансового типу) й Н.-о. з різними релаксаційними пристроями. В момент спрацювання в їхньому вихідному колі виникає коливальный процес. У порогових Н.-о. використовують елементи з двома чи й більше стійкими станами. Залежно від величини різниці між порівнюваними сигналами Н.-о. переходить у

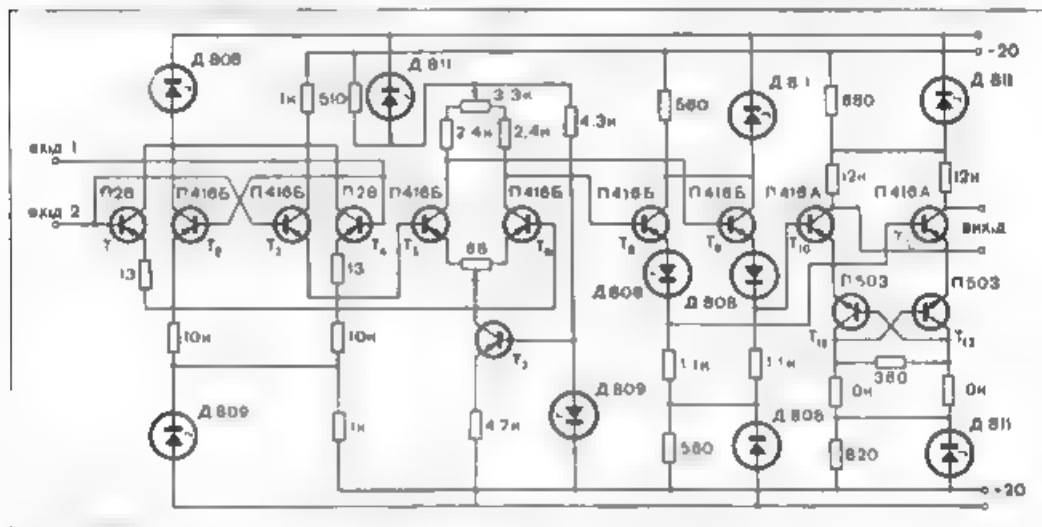


Схема нуль-органа.

В кн. Труды I Международного конгресса Международной Федерации по автоматическому управлению, т. 3, М., 1961. В. Н. Билин.

НУЛЬ-ОРГАН, порівнювальний пристрій, компаратор — пристрій для порівнювання аналогових сигналів за величиною. Назву запозичено з виміральної техніки. Здебільшого з двох порівнюваних сигналів один є невідомим $A(t)$, а другий — відомий еталонний чи опорний сигнал $A_{\text{ет}}$. В пристроях автоматики, цифрових вимірних приладах та аналого-цифрових перетворювачах найширше використовують Н.-о., що їхня робота описується одним з двох співвідношень.

$$\text{sign}(A(t) - A_{\text{ет}}) = \begin{cases} 1, & \text{при } A(t) - A_{\text{ет}} > 0; \\ 0, & \text{при } A(t) - A_{\text{ет}} < 0; \end{cases}$$

або

$$\text{sign}(A(t) - A_{\text{ет}}) = \begin{cases} 1, & \text{при } A(t) - A_{\text{ет}} > 0; \\ 0, & \text{при } A(t) - A_{\text{ет}} = 0; \\ -1, & \text{при } A(t) - A_{\text{ет}} < 0. \end{cases}$$

У першому випадку Н.-о. визначає лише знак різниці між порівнюваними сигналами, тобто вказує, який з двох сигналів більший, але не виявляє їхньої рівності, в другому — адат-

той чи інший, але завжди певний для даної різниці, стійкий стан. Підсилювальні Н.-о. будуються на підсилювачах постійного струму з модуляцією й демодуляцією різницевого сигналу або на дифер. підсилювальних каскадах. У цих Н.-о. вихідним сигналом є підсилений різницевий сигнал.

Оск. змозги до характеристик Н.-о. — високої чутливості, швидкодія та вхідний опір — важко поєднати. Тому, залежно від конкретних умов, будь-який з параметрів можна покласти на рахунок допустимого погіршення збох інших. Для деяких типів Н.-о. важливим параметром є і здатність сприймати перевантаження. Яка характеризується швидкістю відновлення Н.-о. чутливості після дії різницевого сигналу, величина якого набагато перевищує поріг його чутливості. На мал. наведено схему Н.-о. для порівнювання вхідних сигналів у діапазоні від 0 до 2,5 мВ з пристроєм обмежування різницевого сигналу (транзистори $T_1 - T_2$), дифер. порівнювальним каскадом ($T_6 - T_7$), розв'язувальними за навантаженням каскадами емітерних повторювачів ($T_9 - T_{10}$) і вихідним пороговим пристроєм ($T_{12} - T_{13}$). Н.-о. має поріг чутливості не більший як 0,1 мВ при частоті порівняння 1 МГц; вхідному опору не меншому як 100 ком.

Лит.: Дроздов Е. А., Пятибратов А. П. Автоматическое преобразование и кодирование информации. М., 1984 [Библиогр. с. 339—341]; Кондаков А. И. Преобразователи форм информации. К., 1985 [Библиогр. с. 174—175]. А. І. Номдале

НУМЕРАЦІЙ ТЕОРІЯ — розділ теорії алгоритмів, осн. завданням якого є визначення шляхів і можливостей використання результатів теорії частково рекурсивних функцій для нечислових об'єктів та в'ясування особливостей такого використання. Результати Н. т. можуть мати велике методологічне значення для в'ясування деяких труднощів, які виникають під час експлуатації сучасних обчисл. машин. Зокрема, різні способи програмування можна розглядати як різні нумерації, отже, проблема трансляції по суті є проблемою відносності цих нумерацій.

Осн. поняттями Н. т. є поняття нумерованої множини та морфізму нумерованих множин. Якщо S — не більш як лічбова мн-на, а N — мн-на натуральних чисел, то будь-яке відображення μ мн-ни N на S наз. нумерацією мн-ни S . Пара $\gamma = (S, \mu)$, де μ — нумерація мн-ни S , наз. нумерованою мн-ною. Морфізмом з нумерованої мн-ни $\gamma_0 = (S_0, \mu_0)$ в нумеровану мн-ну $\gamma_1 = (S_1, \mu_1)$ наз. уське відображення μ з S_0 в S_1 , для якого існує одномісна загальнопримножна функція f така, що для всіх $n \in N$ $\mu_0(n) = \mu_1(f(n))$. В окремому випадку, коли $S_0 = S_1$, а μ — тотожне відображення, нумерацію μ_0 можна звести до нумерації μ_1 ($\mu_0 \leq \mu_1$).

Іноколи розглядають ширше поняття нумерованої мн-ни, а саме: коли нумерація μ відображає не всю мн-ну натуральних чисел N на S , а лише якусь її підмножину. В багатьох важливих випадках (обчислені нумерації, нумерації скінченно породжених алгебр і тн.) таке розширення поняття виявляється не потрібним, бо легко зводиться до первісного визначення. Під час визначення відносності таких нумерацій виникають деякі труднощі (можливі кілька природних, але не еквівалентних визначень). Саме таке поняття нумерації є істотно важливим у дослідженнях з різних історій в алгоритмічній теорії, де використовують такі нумерації ординалів і дослідження з ефективних операцій.

Результати, одержані в Н. т., ділять на три розділи: загальні Н. т., обчислені нумерації та нумеровані алгебри й моделі.

Осн. завданням загальної Н. т. є вироблення й вивчення осн. понять і методів Н. т. Одним з найважливіших понять є поняття повної нумерованої мн-ни. Воно дає змогу з єдиної точки зору усвідомити такі важливі в теорії рекурсивних функцій результати, як теорема Майхїала про креативні мн-ни й теорема Роджерса про ізоморфізм гедельських нумерацій частково рекурсивних функцій.

З кожною нумерованою мн-ною $\gamma = (S, \mu)$ пов'язується частково впорядкована мн-на $L(\gamma)$ класів еквівалентних нумерацій, що зводяться до μ , або точніше: елементами мн-ни $L(\gamma)$ є такі родини нумерацій мн-ни S : якщо $\nu' \leq \nu$, то $\{\nu'\} = \{\nu\}$ нумерація мн-ни S , $\nu' \leq \nu' \wedge \nu' \leq \nu \in L(\gamma)$. Відношення частко-

вого порядку на $L(\gamma)$ задається так: $\{\nu'\} \leq \{\nu_1\}$ для $\{\nu_1\}, \{\nu_2\} \in L(\gamma)$ тоді й тільки тоді, коли $\nu_1 \leq \nu_2$. Виявляється, що $L(\gamma)$ є верхніми півґратками, тобто, будь-які два елементи з $L(\gamma)$ мають точну верхню межу; ν є найбільшим елементом $L(\gamma)$. Півґратка $L(\gamma)$ цікава як певна характеристика «складності» нумерованої мн-ни γ . Визначається й звичається і ряд інших структур, пов'язаних із самою нумерованою мн-ною і з усім класом (категорією) нумерованих множин.

Найкраще розроблено в Н. т. розділ обчислених нумерацій. Основним об'єктом вивчення є класи рекурсивно-перелічних множин або частково рекурсивних функцій, що мають обчислену нумерацію. Визначимо поняття обчисленої нумерації для родини $R = \{R\}$ рекурсивно-перелічних множин. Нехай $\nu: N \rightarrow R$ — нумерація, тоді ν — обчислена, якщо мн-на пар $\{(x, y) | y \in \nu(x)\}$ рекурсивно-перелічна. Якщо ν — така обчислена нумерація родини R , що будь-яка інша обчислена нумерація R зводиться до ν , то ν наз. головною обчисленою нумерацією R . Цей розділ розглядає питання існування у тих чи інших родин різного роду спец. нумерацій (однозначних, позитивних, головних та тн.) і вивчає півґратки $L(\gamma)$ для конкретних важливих нумерованих множин. Вивчення таких півґраток тісно пов'язане з дослідженнями m -степенів (див. *Seidman*). Напр., якщо R складається з двох множин — пустої та однокелементної, а $\nu: N \rightarrow R$ — головна обчислена нумерація, то півґратка $L((R, \nu))$ ізоморфна півґратці рекурсивно-перелічних m -степенів. Складність будови $L(\gamma)$ для головних обчислених нумерацій родини рекурсивно-перелічних множин є характеристикою складності цієї родини загалом, — на відміну від інших характеристик складності, що вивчаються в теорії алгоритмів і характеризують лише складність окремо винтої мн-ни (функції).

Розділ нумеровані алгебри й моделі можна віднести до застосувань Н. т. Осн. об'єктом вивчення є алгебричні системи (алгебри та моделі), що мають нумерації. Класичні алгоритмічні проблеми алгебри набувають природного формулювання мовою нумерованих алгебр. Інші природні проблеми цього розділу: існування та єдиність нумерації алгебри з заданими властивостями, можливість поширення нумерації R підалгебри на всю алгебру, нумерації підалгебр і багато інших.

Поняття нумерації вперше використав К. Гедель при доведенні своїх відомих теорем про неповноту (див. *Гедель теорема про неповноту*). На пропозицію А. М. Колмогорова почали систематично вивчати нумеровані множини. Багато зробив для систематизації понять Н. т. й А. І. Мальцев, якому належить, зокрема, поняття повної нумерованої мн-ни. Лит. Мальцев А. И. Алгоритмы и рекурсивные функции. М., 1985 [Библиогр. с. 375—381]; Ершов Ю. Л. Теория нумераций, ч. 1—2. Новосибирск, 1969—73. Ю. Л. Ершов.



ОБЕРНЕНИХ ОПЕРАТОРІВ МЕТОД — метод керування технічними об'єктами з багатьма регульованими змінними, що ґрунтується на застосуванні в контурі керування оберненої моделі об'єкта для досягнення автономності системи. Ідея автомат. керування різними неперервними багатозв'язними об'єктами (лінійними та деякими нелінійними) за допомогою пристроїв, синтезованих О. о. м., порівняно проста. Такі пристрої перетворюють вектор вимірюваних змінних $z = (z_1(t), \dots, z_n(t))$ (напр., помилок розузгодження) на вектор керуючих діянь — $U = (u_1(t), \dots, u_m(t))$, причому оператор такого перетворення $R(D, t)$ обернений операторові $H(D, t)$, яким описується багатозв'язний об'єкт, тобто

$$R(D, t) \approx H^{-1}(D, t). \quad (1)$$

Матем. основою О. о. м. є обчисл. процедури розв'язування систем алгебр різних, яка використовує обернення матриць коефіцієнтів. Принципову схему багатозв'язної системи керування, синтезованої О. о. м., наведено на мал. 1. При деяких несприятливих обмеженнях, які вимагають ідентичності виконавчих пристроїв ($K_{ii}(D) = K_{jj}(D)$, $i \neq j$), і відсутності між ними взаємозв'язків (матриця $K(D)$ — діагональна) багатозв'язна система буде цілком автономною щодо вхідних діянь $X_0 = (x_{01}(t), \dots, x_{0m}(t))$. Це випливає з того, що операторна матриця

$$S(D, t) = H(D, t) K(D) R(D, t) \quad (2)$$

в цьому випадку буде діагональною.

Оскільки містом О. о. м. в задачах синтезу є формальна процедура визначення оператора, який задовольняє співвідношення (1) у точному значенні

$$R(D, t) = H^{-1}(D, t).$$

Для рівних вимірностей векторів $z(t)$, $X(t)$ і $U(t)$ правило обернення оператора $H(D, t)$ сформульовано для структурної побудови багатозв'язного об'єкта так. Якщо z ланка передавання i -го діяння $z_i(t)$ на i -й вихід $z_i(t)$ і всі взаємні впливи з боку $z_j(t)$ і $z_l(t)$ ($i = 1, 2, \dots, n$; $i \neq j, l$) входять у ці ланки (головні зв'язки) адитивно і при цьому існують однозначні обернені оператори головних зв'язків, то існує й обернений оператор $H^{-1}(D, t)$ об'єкта. Структура пристрою, що реалізує такий оператор, еквівалентна струк-

турі об'єкта, де в головних зв'язках напрямки потоків сигналів і самі оператори змінено на обернені, а всі сукупності перехресних зв'язків відтворюється без змін, а у взаємних впливах, що адитивно входять до головних зв'язків, знаки сигналів змінено на обернені. На мал. 2 подано в заг. вигляді структуру i -го каналу об'єкта $H(D, t)$, а на мал. 3 — відповідну їй структуру i -го каналу оберненої моделі, побудованої зазначеним методом. Для багатозв'язних систем, у яких немає можливості вводити безпосередньо у об'єкт перехресні коректуючі зв'язки, діагоналізація матриці $S(t)$ за схемою (2) є єдиною можливою. Отже, досягнення цілковитої автономності згідно зі схемою мал. 1 у системі з використаними оберненою моделлю $H^{-1}(D, t)$ являється заг. випадком. Одним з осн. питань, що виникає при побудові багатозв'язної системи за О. о. м., є точність, із якою можна здійснити обернені перетворення $H^{-1}(t)$ в головних каналах моделі (мал. 3). Конструктивні труднощі стаються при реалізації таких перетворень у системі з інерційними об'єктами, коли необхідно в оберненій моделі виконувати багаторазове диференціювання помилок розузгодження $e_i(t)$. У таких випадках, досліджуючи ступінь автономності, використовують матрицю варіацій оберненої моделі

$$\lambda H^{-1}(t) = \sum_{k=1}^n \sum_{l=1}^n \frac{\partial H^{-1}(t)}{\partial f_{kl}} \lambda f_{kl} \quad (3)$$

де f_{kl} — параметри окремих елементів. У цьому випадку ступінь абсолютної автономності порушується, оскільки для (2) з урахуванням (3) одержимо загалом недіагональну матрицю ($\lambda \neq 0$)

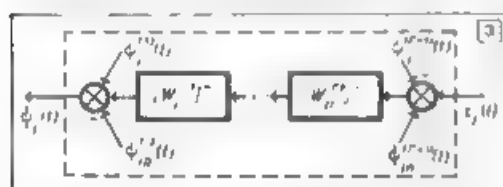
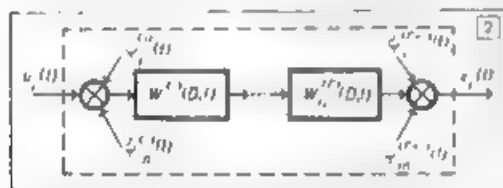
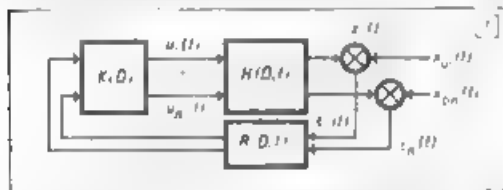
$$S^*(D) = K(D) + H(D) K(D) \lambda H^{-1}(D)$$

замість діагональної $S(D) = K(D)$ при (1). При керуванні безінерційними об'єктами малі варіації параметрів об'єкта й оберненої моделі рівноцінні малим змінним коренів характеристичного рівняння системи внаслідок умов гладкості. Реалізація таких систем не викликає істотних труднощів. З прийнятною для практики точністю реалізують системи, синтезовані О. о. м. для об'єктів невисокого порядку (в головних зв'язках). Істотно поліпшують ступінь автономності в інерційних системах внаслідок застосування випередників.

На основі викладеного принципу обернення побудовано оборотний функціональний перетворювач як розв'язувальний елемент. Ідею О. о. м. використано для побудови ітераційного процесу розв'язування крайових задач для звичайних диференціальних (див. «Ітератор»). У поєднанні з методом факторизації спектральних матриць О. о. м. покладено в основу розв'язування задач синтезу оптимальних (у розумінні мінімуму середньоквадратичної помилки) багатозв'язних систем. Дальший розвиток цього методу дав можливість успішно розв'язати задачу автономного керування ба-

газов'язними об'єктами з задіюванням уперше збудувати для цих цілей багатозв'язні випередники Теорія О. Ф. М. стала основою для синтезу синхронно-автономних систем багатозв'язного керування, в яких високі автономності доповнюються необхідністю задольовити умови $x_i(t) = C_j x_j(t)$, $x_1(0) = x_1(0) = 0$, $i \neq j$, $j = 1, 2, \dots, n$, де C_j — якась константа.

В галузі скінченних динамічних систем метод дістав відображення в синтезі обернених



1. Схема замкнуто багатозв'язної системи з оберненою керуючою моделлю $H(D, t)$.
2. Математична модель 1-го каналу складного багатозв'язного об'єкта керування з оператором $H(D, t)$.
3. Обернена модель $H(D, t) = H^{-1}(D, t)$ багатозв'язного об'єкта, яка демонструє принцип обернення складного оператора.

І оборотних скінченних автоматів, застосовуваних в інформаційних задачах завдання та прогнозування. Серію аналогових обчислювальних машин французької фірми «Аналого» побудовано на елементах, що мають властивість оборотності, ідентичну властивості оборотних перетворювачів функціональних Л. М. Жук К. Д. Нелінійні автоматичні системи з управлінням моделями. В кн. Математическое моделирование и теория электрических цепей, в 3 т. 1965 Пухов Г. Е., Жук К. Д. Синтез многовязных систем управления по методу обратных операторов К. 1968 [Бібліогр. с. 218-218], Шилейко А. В. Основы аналоговой вычислительной техники. М., 1967, Горский Ю. М., Новорусский В. В. Логический анализ динамики развития как основной этап диагностики и прогнозирования развивающихся систем и процессов. «Известия АН СССР Техническая кибернетика», 1969, № 3. К. Д. Жук.

ОБЛАСТЬ КЕРУВАННЯ — множина значень, яких можуть набувати координати, що визначають стан того чи іншого керованого об'єкта (див. *Допустиме керування*).

ОБМЕЖЕННЯ ФАЗОВИХ КООРДИНАТ — одне з понять оптимального керування теорії. В ряді задач оптим. керування фазові координати з реально існуючих причин мають бути обмежені. Математично О. ф. к. здебільшого задають у вигляді умов, що якась ф-ція від фазових координат менша за задану фіксовану величину.

ОБМЕЖУВАЧ АМПЛІТУДИ — електронна схема, яка здійснює нелінійне перетворення вхідного сигналу за таким законом:

$$Y_{\text{вих}} = \begin{cases} C_0 + \alpha y, & \text{якщо } U_{\text{вх}} < U_1 \\ C_0 + \alpha U_{\text{вх}}, & \text{якщо } U_1 < U_{\text{вх}} < U_2 \\ C_0 + \alpha U_2, & \text{якщо } U_{\text{вх}} > U_2 \end{cases}$$

Сигнали можуть задаватися у вигляді величин напруг і струмів. Основою для побудови схеми О. а. є нелінійність (вентильний ефект) характеристики елементів (діодів, стабілітронів, електронних ламп тощо). У схемах двостороннього О. а. напруга на стабілітронах (мал.) обидва стабілітрони заперті й вихідна напруга дорівнює вхідну доти, поки вхідна напруга буває в межах $-U_1 < U_{\text{вх}} < U_2$. Коли $U_{\text{вх}}$ виходить за ці межі, $U_{\text{вх}}$ обмежується на рівні $-U_1$ та U_2 відповідно. О. а. ши-

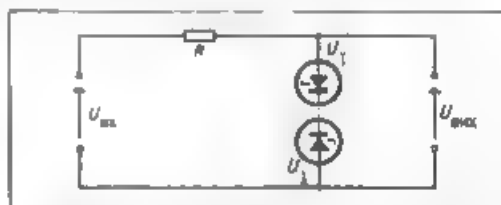
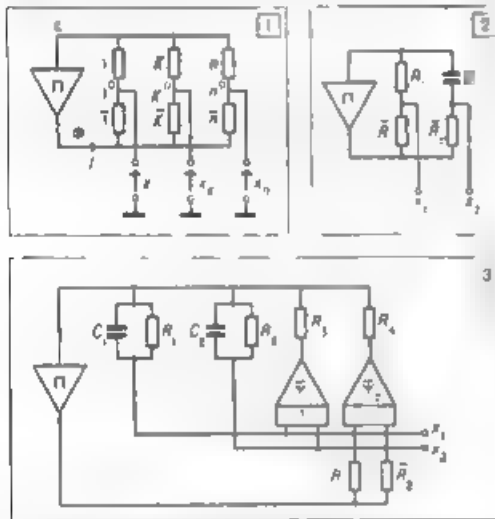


Схема двостороннього обмежувача амплітуди.

роко застосовують в імпульсній техніці для формування сигналів заданої форми; в радіотехніці — для амплітудної селекції сигналів та виділення корисного сигналу на фоні імпульсних перешкодь, в обчисл. техніці — для фіксації сигналів на певному рівні, для моделювання нерівностей та для типичних цілей. Літ. Мєсровський А. А., Зельченко Л. Г. Импульсная техника. М., 1956 [Бібліогр. с. 748-751], Корн Г., Корн Т. Электронные аналоговые и аналого-цифровые вычислительные машины, ч. 2. Пер. с англ. М. 1967 - 68 [Бібліогр. ч. 1 с. 453-458]. В. В. Васильев.

ОБОРОТНІ ЕЛЕМЕНТИ Й МОДЕЛІ — пристрої для моделювання математичних залежностей, усі зовнішні полюси яких є рівноправними (тобто на кожному з них напруги можна й задавати, й одержувати). О. е. й м. належать до класу квазіаналогових моделей. Застосування оборотних та необоротних розв'язувальних пристроїв розширює можливості аналогових обчислювальних машин. Принципову схему оборотного операційного підсилювача дано на мал. 1. На цій схемі П — підсилювач відрацьовувачий; 1, ..., n — основні (розв'язувальні) двополюсники, внутр. структура й характер елементів яких залежать від мо-

дільованих матем. зв'язків між змінними $x_1, \dots, x_n; 1, \dots, n$ — допоміжні двополюсники, які з'єднують вихід підсилювача з зовн. полюсами $1^0, \dots, n^0$ кола, e та Φ — напруги на вході й виході підсилювача (K — його коефіцієнт підсилення) і $\Phi = Ke, I$ — струм на виході підсилювача. Схеми властива оборотність відносно полюсів $1^0, \dots, n^0$. Якщо на будь-яких $n-1$ полюсах задано напругу, то на полюсі, що залишився вільним, одержують напругу, яка залежить лише від внутр. структури й характеру елементів осн.



1. Схема оборотного операційного підсилювача.
2. Схема оборотного інтегро-диференціатора.
3. Схема оборотного нелінійного перетворювача.

двополюсників (треба, щоб підсилювач при цьому забезпечував відпрацювання досить малої напруги e на своєму вході). Стан кола за нульових початкових умов описують такі ж рівняннями

$$\left. \begin{aligned} Y_1 x_1 + \dots + Y_n x_n &= (Y_1 + \dots + Y_n) e(p), \\ I_1 &= Y_1 (x_1 - e(p)) + \bar{Y}_1 (x_1 - \Phi(p)) \\ &\vdots \\ I_n &= Y_n (x_n - e(p)) + \bar{Y}_n (x_n - \Phi(p)), \end{aligned} \right\},$$

$$I = \sum_{i=1}^n I_i = -(\bar{Y}_1 x_1 + \dots + \bar{Y}_n x_n) + (\bar{Y}_1 + \dots + \bar{Y}_n) \Phi(p),$$

$$\Phi(p) = -Ke(p).$$

де Y_i — операторні провідності осн. двополюсників, \bar{Y}_i — те саме для допоміжних двополюсників; I_i, x_i — операторні зображення струмів і напруг зовн. полюсів.

При досить великому коефіцієнті підсилення K напруга e буде фактично нульовою. Тоді можна написати рівняння $Y_1 x_1 + \dots + Y_n x_n = 0$, яке киває за зв'язки між операторними напругами зовн. полюсів та про-

відностями осн. двополюсників. Це рівняння наз. осн. рівняння оборотного підсилювача. Провідності \bar{Y}_i допоміжних двополюсників не входять до цього рівняння. Осн. їхнє призначення — забезпечувати властивості оборотності кола. За такі провідності можуть виступити прості омичні провідності. Треба, проте, мати на увазі, що характер і величини провідностей \bar{Y}_i впливають на стійкість кола.

Нижче дано декілька варіантів заг. схеми оборотного операційного підсилювача. Якщо в заг. схемі провідності основних і допоміжних двополюсників замінити на омичні $\bar{Y}_i = a_i, Y_i = \bar{a}_i$, то одержують оборотний й суматор осн. рівняння якого має вигляд $a_1 x_1 + \dots + a_n x_n = 0$, при цьому $\bar{a}_i = ka_i, i = 1, \dots, n$, де k — якась стала. Щоб забезпечити стійку роботу кола при з'єднанні оборотних пристроїв між собою, треба, щоб величини провідностей допоміжних двополюсників у схемах інвертора й суматора були пропорційні величинам провідностей осн. двополюсників. Схему оборотного інтегро-диференціатора дано на мал. 2. При $R, C = 1$ осн. рівняння $x_1 + px_2 = 0$ або $x_1 + \frac{dx_2}{dt} = 0$. Залежно від по-

люсів, на якому задано напругу, на вільному полюсі одержується або інтеграл, або похідна від заданої ф-ції часу. Аналогічно можна побудувати оборотні кола типу перетворювачів функціональних. Нехай треба побудувати оборотне коло для моделювання залежності $g_1(x_1)x_1 + g_2(x_2)x_2 = 0$. Якщо $g_1(x_1)$ та $g_2(x_2)$ невідомі, то, трактуючи їх як нелінійні омичні провідності осн. двополюсників, можна одержати схему, аналогічну оборотному суматору, за умови, що постійні провідності a_1 та a_2 замінюються нелінійними провідностями $g_1(x_1)$ та $g_2(x_2)$. Так само чинять, якщо доданків у рівнянні більше як два. В оборотному операційному підсилювачі замість осн. двополюсників можна застосовувати послідовно з'єднані не оборотні функціональні перетворювачі й омичні провідності. Такий спосіб побудови оборотних функціональних перетворювачів уні-версальніший. Його легко поширити на кола для моделювання складніших матем. залежностей. Розглянемо, напр., залежність виду

$$\sum_{i=1}^n a_i \frac{dx_i}{dt} + b_1 x_1 + b_2 \varphi_1(x_1, \dots, x_n) = 0.$$

де a_i, b_1, b_2 — якісь сталі; x_1, \dots, x_n — моделювані змінні, при цьому одержувати можна будь-яку з них. На мал. 3 дано схему кола при $n = 2$. Осн. рівняння кола має вигляд

$$C_1 \frac{dx_1}{dt} + \frac{x_1}{R_1} + C_2 \frac{dx_2}{dt} + \frac{x_2}{R_2} + \frac{\varphi_1(x_1, x_2)}{R_3} + \frac{\varphi_2(x_1, x_2)}{R_n} = 0.$$

Розглянуті оборотні кола для моделювання матем. операцій належать до зрівнювальних кіл. Для моделювання операцій виду $a_1x_1 + \dots + a_nx_n$ можна застосовувати зрівнювальні кола змінного струму на трансформаторах чи на реактивних елементах типу індуктивностей та ємностей. Якщо припустити, що коеф. трансформації трансформаторів дорівнюють a_i і знехтувати втратами в обмотках і осердях, то залежність між напругами на полюсах схеми відповідатиме заданій. Рівняння індуктивно-ємнісної моделі, написане за методом нулових випрут має вигляд

$$-\left(\omega \sum_{k=0}^n C_k - \frac{n}{\omega L} - \frac{1}{\omega L_0}\right) \varepsilon + \sum_{k=1}^n \left(\omega C_k - \frac{1}{\omega L}\right) x_k = 0,$$

де ε та x_k — амплітуди відповідних синусоїдальних напруг. Наврошуючи C_0 і L_0 так, щоб власна провідність вузла з напругою ε дорівнювала нулеві, одержують рівняння

$$\left(\omega C_1 - \frac{1}{\omega L}\right) x_1 + \dots + \left(\omega C_n - \frac{1}{\omega L}\right) x_n = 0,$$

подібне до заданого. Застосовуючи розглянуті О. в. й м., можна будувати складніші моделюючі кола для досліджування динамічних процесів у різних спорудах, машинах, автоматах, пристроях і системах. Математично ця задача часто зводиться до розв'язування систем звичайних дифер. рівнянь. Якщо потрібно одержати розв'язки дифер. рівнянь відносно різних груп змінних, відношлювати певні частини рівнянь за розв'язками, одержаними в результаті експерименту, або здійснювати деякі інші перетворювання систем рівнянь, то для багатьох задач застосовують лише оборотні пристрої.

Лит.: Пухов Г. Е. Методы анализа и синтеза квазианалоговых электронных цепей. М., 1967 [Бібліогр. с. 560—564]; Моделирующие математические машины с переменной структурой. К., 1970 [Бібліогр. с. 243—246].

Г. В. Пухов, О. Ф. Кашин.

ОБОРОТНОСТІ ПРИНЦИП — правило, що встановлює умови, за яких у фізичній системі можна одержати процес, обернений даному. О. п. тісно пов'язаний з принципом взаємності для динамічних систем, який для випадку електр. кіл полягає в тому, що для будь-якого, навіть найскладнішого пасивного електр. кола, що має опору, індуктивності, ємності та взаємні індуктивності, ерс E , діючи в довільній гілці ae , збуджує в гілці be струм I , такий самий, як у гілці ae , спричинений тією самою ерс, з'явившись в гілці be . Для цілого класу динамічних об'єктів поняття оборотності й взаємності збігаються. О. п. в електронному моделюванні — правило, що встановлює умови, за яких в електр. моделі можна переробити інформацію в протилежних напрямках, не змінюючи структури моделі. Необоротним пристроєм є, напр., звичайний підсилювач операційний; вхідна на-

пряга в ньому перетворюється на вихідну за законом, що його визначає характер *воротної зв'язки*, але вихідну напругу *підсилювача* не можна задавати як відому величину. Для оборотних пристроїв будь-яка величина може виступати як відома (задавана) або невідома (одержувана), а матем. операції вручніше записувати в певній формі.

О. п. встановлює такі обов'язкові умови при синтезі оборотних пристроїв: 1) полюси машинних змінних мають бути топологічно рівноправні; 2) жодну з машинних змінних не можна одержувати як напругу джерела з нульовим внутр. опором; 3) при будь-якому несуперечливому заданні ряду машинних змінних має бути шлях передавання енергії для формування певідомих (одержуваних) змінних.

Лит.: Милых А. Н., Шидловский А. К. Приклад взаимосвязи и обратности явлений в электротехнике. М., 1967 [Бібліогр. с. 307—314]; Пухов Г. Е. Методы анализа и синтеза квазианалоговых электронных цепей. М., 1967 [Бібліогр. с. 560—564].

В. В. Насилько.

ОБРАЗ, або розділена зазначений млас у кібернетиці — сукупність вхідних сигналів, що мають деякі спільні властивості. Розділена *система* повинна реагувати на всі сигнали цієї сукупності однією відповіддю. Див. також *Розділення об'єкта*.

ОБРОБКА ДАНИХ ДОВІЛЬНА — обробка записів *масиву*, при якій розміщування чергового оброблюваного запису в масиві не залежить від розміщення обробленого раніше запису.

ОБРОБКА ДАНИХ ПОСЛІДОВНА — обробка записів *масиву*, при якій їх обробляють у порядку їхнього розміщення в масиві.

ОБРОБКА ІНФОРМАЦІЇ В РЕАЛЬНОМУ МАСШТАБІ ЧАСУ — організація роботи обчислювальної системи (системи реального часу), для якої характерним є те, що обчислювання провадиться в темпі, який забезпечує обслуговування певного виниклого процесу, що не залежить від ЦОМ. Потреба такої обробки, напр., виникає при застосуванні ЦОМ у системах контролю та керуванні технологіч. процесами, транспортними засобами, літальними апаратами тощо. Поняття О. і. в р. м. ч. застосовують і тоді, коли характеризують систему, яка працює в *диалогов. режимі*.

Моменти синхронізації зовн. процесу з обчислювальними залежать від зовн. подій — ситуацій на об'єкті, який контролює або яким керує система, якщо ці ситуації потребують реакції (обслуговування) з боку цієї системи. Швидкість реакції неоднакова; зложить вона від динамічних характеристик об'єкта або його частин. Інформація про зовн. події, яку генерують давачі або інші елементи автоматики, надходять у систему чередування цифрової обчислювальної машини.

Реакцією системи реального часу (див. *Реальний масштаб часу*) на зовн. подію є те, що вона починає виконувати певну гілку програми обслуговування зовн. процесу, що

збуджується відповідним сигналом переривання. Зв'язок гілок з сигналами переривання реалізує керуюча програма операційної системи. В інтервалі часу, коли ЦОМ не обслуговує зони, процес, керуюча програма здебільшого організовує розв'язування ЦОМ фонових задач. Час від моменту зовнішньої події до закінчення обчислень для відповідної гілки програми наз. часом відповіді системи на цю подію. В системах реального часу порядком обслуговування програмних гілок процесором базується, як правило, на системі абсолютних пріоритетів. Пріоритети на множині допустимих сигналів розподілено раціонально, це дає змогу досягти оптимальної (згідно з обраним критерієм) ефективної швидкодії системи реального часу при заданій швидкодії ЦОМ і пропускній здатності каналів. Вищі пріоритети надають гілкам, що реагують на події, які потребують термінового обслуговування, і збудження їх спричинює негайне припинення розв'язування фонових задач та інших, менш пріоритетних гілок програми, що обслуговують зони, процес. Після закінчення роботи гілки програми, якій було надано більшого пріоритету, її продовжують менш пріоритетні гілки програми.

При О. 1. в р. м. ч. сталять, як правило, підвищені вимоги до ЦОМ і до керуючої програми, щоб забезпечити надійність роботи обчисл. системи. ЦОМ повинна мати розвинуті схемні засоби контролю, що сигналізують про виникнення збоїв в роботі ЦОМ або відмови в будь-якому пристрої машини, на цій підставі керуюча програма перестав виконувати гілку програми обслуговування зони, процесу і збуджує програмні тести для діагностики несправностей ЦОМ. У деяких випадках керуюча програма може усунути несправність автоматично, увімкнувши резервну апаратуру, в інших випадках несправність усуває людина. Після усунення несправності (якщо для цього потрібно було небагато часу) керуюча програма повторно виконує ділянку припиненої гілки програми, починаючи із спеціально обраної точки (точки відновлення). Множину точок відновлення встановлюють так, щоб обслуговування системи зони, процесу погіршалося як найменше. Можливість автомат. відновлення роботи системи реального часу на випадок збоїв та незначних несправностей істотного порушення обслуговування зони, процесу визначають як підвищену живучість системи.

А. 1. Системи ОБРОБКА ІНФОРМАЦІЇ В РЕЖИМІ РОЗПОДІЛУ ЧАСУ — організація обчислювального процесу на цифровій обчислювальній машині в обчислювальних системах (системах розподілу часу), при якій деяка кількість користувачів мають постійний і практично одночасний доступ до ЦОМ або обчислювальної системи. Як правило, користувач перебувають на значній відстані від ЦОМ і обмін інформацією між ними відбувається спец. або звичайними каналами зв'язу О. 1. в р. р. ч.

організовується за допомогою керуючих програм, які входять до складу операційної системи. В період між звертаннями користувачів до системи розподілу часу інформаційні масиви користувачів зберігаються в зовнішній пам'яті й будь-яку частину масивів можна викликати в будь-який час для обробки.

Реалізація О. 1. в р. р. ч. стала значним кроком уперед у розвитку обчислювальної техніки, бо дала змогу в певному розумінні наблизити обчислювальні засоби до робочого місця вченого чи інженера — користувача ЦОМ. О. 1. в р. р. ч. є осн. формою організації процесу обробки даних в автоматизованих системах управління.

Осн. принцип, який дає змогу організувати практично одночасне обслуговування системою багатьох користувачів, полягає в тому, що завдання високої швидкодії центр. процесора час його розподіляється між користувачами відповідно до обраної дисципліни обслуговування, тому в кожного з користувачів створюється враження одноособного контакту з ЦОМ. Аналогічно розподіляється час і на інших пристроях ЦОМ.

Найпростішою дисципліною обслуговування задач на пристрої ЦОМ, яка працює в режимі розподілу часу, є циклічна дисципліна, при якій для обслуговування кожної з задач (заявок) періодично виділяється квант часу Δt . Якщо протягом цього часу обслуговування задачі на певному тех. пристрої цілком завершене, то задача надходить для подальшої обробки на інш. пристрій або (якщо задачі повністю розв'язано) результат її розв'язання наділяється споживачеві. Якщо ж за час Δt обслуговування задачі не закінчено, то вона знову повертається в чергу заявок, які очікують на обслуговування. Залежно від того, як формується черга з потоку нових та відкладених заявок, можна виділити два окремі різновиди (моделі) цієї дисципліни обслуговування: модель А, при якій через кожний часовий інтервал Δt в чергу спочатку стають недообслуговані заявки, до яких потім додаються нові заявки, що надійшли за час Δt на вхід системи; модель В, при якій спочатку в чергу ставлять нові заявки, що надійшли за час Δt , потім заявки, які потребують дообслуговування. Аналіз цих різновидів циклічної дисципліни можна провести аналітично, припускаючи, що на вхід системи є стаціонарний потік із середньою щільністю — λ заявок за одиницю часу і що довжину заявки, тобто кількість проходів задачі через блок при величині кванта Δt , розподілено як $S_n = \sigma^{n-1}(1 - \sigma)$. Тут S_n — ймовірність того, що час обслуговування заявки дорівнює $n\Delta t$, і $\sigma < 1$ можна трактувати як ймовірність того, що заявка залишається в системі обслуговування після першого виділеного їй кванта. Для моделі А математичне

$$\text{співвідношення довжини черги } L(A) = \frac{\lambda \Delta t \sigma}{(1 - \sigma)},$$

а матем. сподівання часу перебування в сис-

темі заявок

$$T_n = \frac{n\Delta t}{1-\rho} - \frac{\lambda(\Delta t)^2}{1-\rho} \left[1 + \frac{(1-\alpha)(1-\alpha^{n-1})}{(1-\alpha)^2(1-\rho)} \right],$$

$$\text{де } \rho = \frac{\lambda\Delta t}{1-\alpha}, \text{ а } \alpha = \alpha_0 + \lambda\Delta t$$

Для моделі В відповідно маємо

$$L(B) = \frac{\rho}{1-\rho} (1 - \lambda\Delta t)$$

і

$$T_n = \frac{n\Delta t}{1-\rho} - \rho\Delta t - \frac{\lambda(\Delta t)^2}{1-\rho} \rho \left[1 + \frac{(1-\alpha)(1-\alpha^{n-1})}{(1-\alpha)^2(1-\rho)} \right].$$

Для систем, які працюють у відповідності з моделями А та В, короткі заявки в середньому обслуговуються швидше, ніж у системі з природною чергою: перший прийшов — перший обслуговується до кінця, а великі заявки обслуговуються повільніше. На практиці застосовують значно складніші форми обслуговування, реалізуючі, як правило, за допомогою дискретного моделювання на ЦОМ. О. і. в р. р. ч. є однією з найперспективніших форм організації обчисл. процесу на ЦОМ. Див. також *Обчислювальні роботи методи організації*.

Лит. Coffman, E. G. Studying multiprogramming systems. «Datacom», 1967, v. 13, № 5.

ОБРОБКИ ДАНИХ СИСТЕМА — комплекс технічних і програмних засобів для розв'язування класу задач автоматичної обробки даних. Осн. функціями О. д. с. є збирання, нагромадження й зберігання великих обсягів інформації та обробка її. Ядро обчисл. засобів системи становить, звичайно, універсальна цифрова обчислювальна машина високої продуктивності. Комплекс пристроїв збирання і видавання інформації здійснює зв'язок і спілкування між О. д. с. і зовнішнім середовищем — людьми-користувачами, технологічними процесами, іншими О. д. с. тощо. Різноманітністю видів зовн. середовища зумовлюються способи подання й методи подання інформації, тому робота комплексу збирання інформації керує досить складна апаратура, а в деяких системах спеціалізована обчислювальна машина. При значному віддаленні абонентів О. д. с. від обчислювальних машин інформація приймається й видається по телеграфіях, телефонних, широкосмугових (типу телевізійних) каналах зв'язку, в інших випадках — з перфокарт, перфострічок і друкованих документів. Комплекс збирання і видавання інформації зв'язаний з зовн. запам'ятовувальними пристроями системи,

якими також звичайно керує спеціалізований пристрій, що розподіляє потоки даних і канали пам'яті відповідно до пріоритету джерел заявок (д. м. між с. 184—185).

Обчисл. комплекси О. д. с. істотно відрізняються один від одного структурою й складом залежно від призначення системи, принципів її побудови тощо. У великих О. д. с. комплекс складається з кількох обчисл. машин, що працюють погоджено (багатомашинний комплекс). Різні процеси переробки інформації ставлять істотно різні вимоги до технічних і матем. засобів. У зв'язку з цим набули поширення комплекси, що складаються з машин, орієнтованих на реалізацію різних процесів переробки інформації: власне обчислювання, підготовки масивів, збирання інформації, автоматизації програмування, координування й контролю над обчисл. процесом у системі. Спеціалізація машин комплексу і розподіл між ними функцій щодо обробки інформації дає змогу досягти високої ефективності в роботі системи (див. *Комплексування машин та обчислювальних центрів мережі*).

Важливим і часто визначальним для ефективності функціонування О. д. с. є її матем. забезпечення (див. *Математичне забезпечення ЦОМ*). Особливу роль у О. д. с. відіграє бібліотека масивів, що становить ядро інформаційного забезпечення системи і об'єднує в інформаційному плані розв'язувані системою задачі.

Лит. Глушков В. М. Перспективи використання автоматизированных систем управления в народном хозяйстве. «Механизация и автоматизация управления», 1967, № 2. Вычислительные системы, в. 23, Новосибирск, 1968. Вычислительная система IBM/360, Пер. с англ. М., 1969.

ОБУМОВЛЕНІСТІ ЧИСЛО — число $\mu(A)$ невиродженої матриці $A = \|a_{ij}\|$, $i, j=1, n$, яке визначають за формулою $\mu(A) = \|A\| \|A^{-1}\|$, де $\| \cdot \|$ — знак норми матриці. О. ч. $\mu(A)$ залежить від уявленої норми матриці. Для сферичної (евклідової) норми матриці

$$\mu(A) = \|A\| \cdot \|A^{-1}\| = \sqrt{\lambda_{\max} \lambda_{\min}} > 1,$$

де λ_{\max} і λ_{\min} — відповідно найбільше й найменше власні числа матриці A^*A (див. *Власних значень і власних векторів матриць способи обчислювання*); A^* — матриця, спряжена А. Отже, $\mu(A)$ є мірою макс. деформації одиничної сфери в застосуванні лінійного перетворення з матрицею A^*A .

Розгляньмо систему лінійних рівнянь

$$Ax = b, \quad (1)$$

де b і x — відповідно заданий і шуканий вектори. Матрицю А наз. добре обумовленою стосовно до задачі розв'язування системи (1), якщо $\mu(A)$ відносно невелике. В противному разі матрицю А наз. погано обумовленою. Припустимо, що початкові дані системи (1) (елементи А і b) задано з деякою похибкою ΔA і Δb , тобто замість А і b задано $A + \Delta A$ і $b + \Delta b$, і треба оцінити, як ця похибка впли-

не на розв'язок x системи (1). В разі, коли $\Delta A = 0$, $\Delta b \neq 0$, справедливо оцінка

$$\frac{\|\Delta x\|}{\|x\|} \leq \|A\| \cdot \|A^{-1}\| \cdot \frac{\|\Delta b\|}{\|b\|} = \mu(A) \times \frac{\|\Delta b\|}{\|b\|}.$$

Наведену оцінку не можна поліпшити; вона означає, що $\mu(A)$ обмежує згорі відношення відносної похибки розв'язку x до відносної похибки b — правої частини системи (1). $\mu(A)$ є дуже важливою характеристикою і для випадку, коли $\Delta A \neq 0$, $\Delta b = 0$. В цьому разі

$$\frac{\|\Delta x\|}{\|x + \Delta x\|} \leq \mu(A) \cdot \frac{\|\Delta A\|}{\|A\|},$$

тобто норму похибки x , віднесену до $\|x + \Delta x\|$, обмежує відносна похибка матриці A , помножена на $\mu(A)$. Останню нерівність теж не можна вробити строгою. Для випадку, коли $\|\Delta A\| \neq 0$, $\Delta b = 0$ за умови, що $\|A^{-1}\| \times \mu(A) < 1$, справедливо оцінка

$$\frac{\|\Delta x\|}{\|x\|} \leq \frac{1}{1 - \mu(A) \frac{\|\Delta A\|}{\|A\|}} \left[\mu(A) \frac{\|\Delta A\|}{\|A\|} + \frac{\|\Delta b\|}{\|b\|} \right].$$

яка дає змогу оцінити відносну похибку у визначенні x через відносні похибки матриці A і правої частини b системи (1). Характерно, що $\mu(A)$ не змінюється, коли матрицю A норму матриці змінити на довільні вості. Оскільки, $\mu(A)$ є глибокою характеристикою матриці A і дає змогу оцінити відносну похибку визначення x через відносні похибки A і b системи (1). Якішою воно велике (матриця погано обумовлена), відносна похибка в розв'язку може бути значно більшою за відносні похибки матриці A правої частини системи.

В. Ю. Курдюмський.
ОБЧИСЛЕННЯ З ЛОГАРИФМІЧНИМ СПОВІДНЕННЯМ — двя. Складність теоретичних обчислень.
ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАТЕМАТИКА — розділ математики, який вивчає методи розв'язування різних математичних задач у вигляді числового (точного або наближеного) результату (див. Чисельні методи). Виникла О. м. в глибоку давнину, початком її можна вважати правила обчислювання ірраціональних чисел. Сучасна О. м. складається з багатьох розділів, найважливіші з них: обчислювання значень ϕ -цій, обчисл. методи лінійної алгебри, чисельне розв'язування алгебр. і трансцендентних рівнянь, чисельне диференціювання й інтегрування, чисельне розв'язування диференціальних та інтегро-диференціальних рівнянь і чисельні методи відшукування екстремумів функціоналів (оптимізаційні мето-

ди). О. м. удосконалюється з розвитком математики взагалі, являючи собою немовби завершальний етап у розв'язуванні матем. проблем. Наприклад, дискретний аналіз, що розвивається останнім часом, породжує обчислювальні методи дискретного аналізу, які також належать до О. м.

Будь-який числовий результат можна одержати лише за допомогою арифм. і логіч. дій, тому задати О. м. можна сформулювати як задачу подавання розв'язків (точно або наближено) у вигляді послідовності арифм. операцій. Т. ч., кожний чисельний метод складається з алгоритму розв'язування, тобто точного опису послідовності арифм. операцій, і оцінки похибки алгоритму (див. Похибка обчислювань теорія). Лише в дуже рідких випадках точного результату можна досягти за скінченної кількості арифм. операцій. Майже завжди цей результат подають як границю нескінченної послідовності операцій. Тому оцінка похибки часто зводиться до оцінки збіжності алгоритму. Однак збіжність аж ніяк не є необхідною умовою, коли постає завдання одержати результат із заданою точністю, а не з будь-яким ступенем точності, при цьому необхідну точність визначають звичайно на підставі практичних міркувань. За приклад може правити обчислювання значень ϕ -цій за допомогою розбитих асимптотичних рядів, які не можуть дати наближення з будь-яким ступенем точності, але дають змогу швидко й точно за відповідних умов обчислювати значення ϕ -цій зі скінченною, але достатньою точністю.

Для практичного застосування алгоритму дуже важливо, щоб він був ефективним. Його ефективність іноді оцінюють за кількістю арифм. операцій, необхідних для одержання розв'язку. Однак часто зменшення кількості арифм. операцій досягається закладом логіч. ускладнення алгоритму, і тому програми для ЕОМ (особливо при трансляції з алгоритмічних мов) для такого логічно ускладненого алгоритму стають такими неекономічними, що весь виграв через зменшення кількості арифм. операцій можна втратити.

Аналітичною основою обчислювання значень трансцендентних ϕ -цій є теорія розв'язання в ряді степенів, рядів з ортогональних ϕ -цій, рядів факторіалів та ін.), наближення многочленами, рідше — розкладання на неперервні дробі, а також інші спед. методи, пов'язані зі специфічними властивостями конкретних ϕ -цій. Наближення ϕ -цій многочленами, яке в окремих випадках може співпадати з розв'язанням у ряд по ортогональних многочленах, набуло останнім часом значного поширення для складання стандартних програм обчислювання трансцендентних ϕ -цій на ЕОМ, при цьому найчастіше використовують многочленів Чебишова. Для широкого практичного використання трансцендентних ϕ -цій обчислюють таблиці їхніх значень для певної послідовності значень аргументу. Проміжні значення відшукують за допомогою інтерполювання (див. Інтерполяція функцій). Прак-

течно з здійсненням *табулювання функцій*, які залежать лише від однієї, максимум двох, змінних.

Розділ обчисл. методів лінійної алгебри розглядає в основному дві задачі: 1) розв'язування систем лінійних алгебр. рівнянь і 2) визначення власних значень і власних векторів матриць (див. *Власних значень і власних векторів матриць способи обчислювання*). Перша задача є сферифікованною, тобто її точний розв'язок можна одержати за допомогою скінченної послідовності арифм. операцій. Кількість цих операцій (додавань і множень) для системи з n невідомими в загальному випадку становить величину порядку n^3 .

До систем лінійних алгебр. рівнянь наближено являються розв'язування крайових задач для лінійних дифер. рівнянь. У випадку рівнянь з частинними похідними порядок системи алгебр. рівнянь може бути дуже високим (тисячі й десятки тисяч невідомих), і розв'язування таких систем прямими точними методами практично не можна виконати. Тому, крім точних методів розв'язування великих систем алгебр. рівнянь, застосовують і табл. *ітераційні методи*. Смысл їх полягає в тому, що матрицю A початкової системи $A\vec{x} = \vec{b}$ подають у вигляді $A = A_0 - B$, причому для матриці A_0 обернену матрицю можна легко обчислити. Після цього систему розв'язують послідовними наближеннями

$$A_0 \vec{x}_{n+1} = B \vec{x}_n + \vec{b}$$

або, в загальнішій формі,

$$A_0 \vec{x}_{n+1} = \alpha (A_0 \vec{x}_n - \vec{b}) + A_0 \vec{x}_n \quad (1)$$

(тут α — певний параметр, використовуваний для поліпшення збіжності, при $\alpha = -1$ одержують попередній випадок). Якщо досить точний розв'язок можна одержати за невеликої кількості ітерацій, то кількість арифм. операцій, потрібна для одержання цього розв'язку, становитиме величину порядку n^3 . Прямі методи обчислювання власних значень матриць ведуть до задачі знаходження коренів многочлена n -го степеня (n — порядок матриці) відносно власн. значення λ . За тих високих порядків матриць, до яких наближено зводяться, напр., задачі про власні значення для крайових задач у частинних похідних, такий метод часто є практично нездійсненним. Для цих задач інтерес являють звичайно обчислення невеликої кількості перших власних значень, для чого можна обмежитися обчисленням сум $\sum \lambda_i^{-k}$, які

виражаються через сліди степенів оберненої матриці. При достатньо високих степенях k ці суми наближено можна замінити сумами кількох перших членів. Однак і такий підхід потребує великої обчисл. роботи, бо добуток матриць потребує кількості арифм. операцій порядку n^3 . Широкого застосування в

задачах матем. фізики набув метод збурень, у якому первісну матрицю A замінюють сумою $A = A_0 - B$ і задачу визначення власних значень матриці A $A\vec{x} = \lambda\vec{x}$ замінюють задачею

$$A_0 \vec{x} - \lambda\vec{x} = \varepsilon [\alpha (A_0 \vec{x} - \lambda\vec{x}) + A_0 \vec{x} - \lambda\vec{x}] \quad (2)$$

і при $\varepsilon = 1$ зводять її до первісної задачі. Матрицю A_0 обирають так, щоб її власні значення і власні вектори легко обчислювалися. Задачу (2) розв'язують методом розкладання за степенями ε $\left[\vec{x} = \sum_0^{\infty} \vec{x}_n \varepsilon^n, \lambda = \sum_0^{\infty} \lambda_n \varepsilon^n \right]$.

Ефективність цього методу істотно залежить від того, наскільки близько до первісної матриці A вдається добрати матрицю A_0 . Якщо цього досягнуто так, що для обчислення власних значень з потрібною точністю досить обмежитися невеликою кількістю членів розкладу в ряд по ε , то це забезпечує матрицями високого порядку значне зменшення кількості арифм. операцій.

Проблему визначення коренів алгебр. чи трансцендентних рівнянь вичерпно розроблено для випадку ф-ції однієї змінної. В основу численних методів покладено заміну ф-ції в околі нуля найпростішою близькою до неї кривою (прямую або параболою). Такі методи потребують попередньої грубої локалізації нуля, але для однієї змінної ця задача є досить простою. Для відшукування коренів многочленів і цілих ф-цій використовують і методи, оснований на тому, що суми виду $\sum x_i^{-k}$, поширені по всіх нулях, мож-

на точно виражатися через коеф. розвинення ф-ції в ряді Тейлора. Значно важче визначити корені системи рівнянь $F_i(x_1, x_2, \dots, x_n) = 0, i = 1, 2, \dots, n$. Звичайно, якщо корені системи грубо локалізовані, то заміна ф-цій системи найпростішими поверхнями (напр., площинами) дає змогу за певних умов визначити корені з будь-яким ступенем точності. Однак для багатовимірних просторів немає ще скільки-небудь універсальних підходів хоч би для грубої локалізації нуля. Розвинені за останні роки ефективні прямі методи розв'язування екстрем. задач почали застосовувати й для знаходження коренів системи рівнянь шляхом заміни первісної задачі задачею відшукування мінімуму ф-ції

$$\Phi(x_1, x_2, \dots, x_n) = \sum_{i=1}^n |F_i(x_1, x_2, \dots, x_n)|^2.$$

Чисельне диференціювання та інтегрування безпосередньо ґрунтуються на визначенні цих операцій як границі відношення приросту ф-ції до приросту аргументу за умови прямування останнього до нуля (диференціювання) або як границі сум добутоків елементів області інтегрування на значення ф-ції в якійсь точці цього елемента. Незважаючи

на теор. простоту цієї проблеми, великі обчисл. труднощі постають під час обчислювання багатократних інтегралів. Напр., у задачах кінетики розріджених газів, де доводиться обчислювати семикратні інтеграли, обчислювання їх мають з дуже малою точністю звичайними методами розбивання на рівні елементи об'єму призводить до десятків мільярдів арифм. операцій. Тому багато досліджень було спрямовано на оптимізацію *клубатурних формул*, щоб зменшити кількість вузлових точок. Інший підхід до обчислювання багатократних інтегралів базується на аналогії між цими інтегралами та *моделлюванням певного випадкового процесу (Монте-Карло метод або метод статистичних випробувань)*. Перевата методу Монте-Карло полягає в тому, що в ньому обсяг необхідних обчислювань зростає пропорційно кількості змінних, а це експоненціально збільшується зі збільшенням кількості змінних.

Чисельні методи розв'язування дифер. рівнянь становлять найважливіший розділ О.м. Задачі механіки, фізики й хім. кінетики — це переважно задачі теорії дифер. (іноді інтегро-дифер.) рівнянь. Якщо чисельні методи розв'язування звичайних дифер. рівнянь почали розробляти майже одночасно з виникненням поняття про дифер. рівняння й початок цього належить до часів Л. Ейлера (1707—83), то чисельні методи розв'язування рівнянь у частинних похідних, по суті, почали розвиватися лише після створення ЕОМ. Причиною цього є т. з. «бар'єр багатовимірності» — різке зростання необхідної кількості арифм. операцій зі збільшенням числа незалежних змінних. Якщо для розв'язання одновимірного (тобто звичайного) дифер. рівняння з заданою точністю треба визначити розв'язок в n вузлових точках, то для одержання розв'язку з цією ж точністю для k -вимірного рівняння в частинних похідних потрібно буде вже n^k вузлових точок. Оскільки при чисельному розв'язуванні дифер. рівняння часто доводиться розв'язувати системи лінійних алгебр. рівнянь щодо невідомих аначень ф-ції у вузлових точках, то це означає, що в одновимірному випадку необхідно виконати $O(n^2)$ арифм. операцій, а в k -вимірному — $O(n^{2k})$ операцій. Через те що такого роду обчислювання практично неможливо здійснити «ручними» способами, то розробка чисельних методів розв'язування рівнянь у частинних похідних до появи ЕОМ не мала сенсу. В «домашньому еру» було запропоновано лише найелементарніші підходи, які можна було застосовувати для найпростіших, як правило, лінійних задач на рівняння в частинних похідних.

Взагалі можна відзначити два головні підходи до розв'язування дифер. рівняння: 1) подання розв'язку у вигляді рядів за певною повною системою ф-цій (звичайно ортогональною) і знаходження коеф. цих рядів; 2) заміна похідних їхніми скінченнорізницевими наближеннями (або інтегралами — скін-

ченими сумами). Перший підхід застосовують обмежено — він ефективний тільки щодо лінійних рівнянь або в деяких методах послідовних наближень, коли на кожній ітерації розв'язують лінійне рівняння. Саме цей підхід найчастіше використовували до створення ЕОМ. Тепер найбільше застосовують *скінченнорізницеві методи* (в широкому розумінні цього слова); метод прямих або метод інтегр. співвідношень і метод характеристикним також вважаємо за скінченнорізницеві методи. Найважливішою проблемою скінченнорізницевих методів є стійкість обчисл. процесу.

Простим прикладом можна проілюструвати значення цього явища. Дифер. рівняння $\frac{dy}{dx} + y = 0$ можна апроксимувати, приміром, такими двома скінченнорізницевими формами

$$\frac{y_{n+1} - y_n}{h} + y_n = 0$$

або

$$\frac{y_{n+1} - y_{n-1}}{2h} + y_n = 0.$$

Точність апроксимації першої форми є порядку h , другої — h^2 , тобто друга форма на порядок точніша. Легко одержати точні розв'язки цих скінченнорізницевих рівнянь. Загальний розв'язок 1-ї форми: $y_n = C(1 - h)^n$, 2-ї форми — $y_n = C_1(V1 + h^2)^n + C_2(-1)^n(V1 + h^2)^n$. Перший розв'язок є наближ. розв'язком (в точності до $O(h)$) періодичного дифер. рівняння, а 2-му розв'язку лише 1-й доданок дає потрібний розв'язок (точність його щодо розв'язку дифер. рівняння вища — дорівнює $O(h^2)$), але 2-й останній доданок є паразитним розв'язком. Однак при лічбі зі скінченною кількістю змінних він обов'язково з'явиться (хоч C_2 й буде малою величиною) і за великої кількості кроків повністю перекине дійсний розв'язок. Т. ч., спроба підвищити точність апроксимації призвела до нестійкості обчисл. процесу, а розв'язку 2-м способом не можна одержати за досить великого інтервалу змінної x . Досліджування стійкості здійснюють звичайно методом локальної лінеаризації й фіксації змінних коеф. рівнянь, бо повне дослідження стійкості скінченнорізницевих рівнянь із змінними коеф. і нелінійних рівнянь поки що лишається незавершеним.

Нестійкість обчисл. процесу є причиною того, що в обчисл. практиці майже не використовують явні схеми для рівнянь у частинних похідних. Якщо однією з незалежних змінних є час і розв'язується задача з початковими умовами, то формально рівняння вилучають

$$\frac{du}{dt} = \Phi(u),$$

де Φ є певний оператор, який можна диферен-

піювати лише по просторових змінних, можна апроксимувати скінченнорізнанцевою формою:

$$\frac{u(t + \Delta t) - u(t)}{\Delta t} = \Phi(u(t))$$

[т. ч. звести задачу визначення шуканої ф-ції (системи ф-цій — у загальному випадку) в момент $t + \Delta t$ за відомими її значеннями в момент t до елементарних обчислювань. Але такий метод у загальному випадку є нестійким або стійким лише за дуже малих значень Δt . Однак і в останньому випадку, коли стійкості все-таки можна досягти, загальний обсяг обчислювань перевершує практичні можливості. Для коректно поставлених задач (див. *Некоректно поставлені задачі*) завжди можна досягти стійкості обчисл. процесу застосуванням неявних схем

$$\frac{u(t + \Delta t) - u(t)}{\Delta t} = \Phi(u(t + \Delta t)),$$

при цьому важливо в неявній формі записувати старші похідні по координатах. Проте в цьому випадку для багатовимірних задач на кожному кроці за часом необхідно розв'язувати систему рівнянь досить високого порядку (хоч вони будуть і лінійними для квазілінійних рівнянь у частинних похідних). Вище вже йшлося про те, якої великої кількості арифм. операцій потребує розв'язування таких задач. Виходом із становища стала розробка схем, у певному розумінні проміжних між суто явними й суто неявними, які призводять до того, що система рівнянь високого порядку неявної схеми розщеплюється на послідовність систем істотно нижчого порядку, при цьому стійкість таких схем значно перевищує стійкість явних схем. Одним з найчастіше застосовуваних методів цього напрямку є т. в. *змішані напрямні методи*, у якому на кожному кроці за часом по чергові в неявному вигляді записуються похідні лише по одній з просторових змінних. Т. ч., порядок систем лінійних алгебр. рівнянь буде тут на кожному кроці за часом таким самим, як і при розв'язуванні одновимірних задач.

Згадані методи набагато спростили розв'язування багатовимірних задач, однак жоден з них не дає змоги зменшити необхідний для обчислювань обсяг пам'яті ЕОМ. Тому прискорення методів розв'язування не дасть бажаних наслідків, якщо обсяг оперативної пам'яті обчисл. машини недостатній. Стационарні задачі матем. фізики також можна розв'язувати описаним уже способом, застосовуючи метод усталення, тобто записуючи систему у вигляді певної нестационарної системи, що виходить на усталений режим. При цьому, ясна річ, не обов'язково використовувати фіз. реально нестационарну систему. Важливо лише забезпечити стійкість стаціонарного режиму. Процес усталення тут треба розуміти просто як певний ітераційний процес.

Широкого застосування для розв'язування стаціонарних задач набули й *варіаційні методи*. У фіз. задачах системи рівнянь часто є варіаційними рівняннями Ейлера для певного функціоналу. Але якщо навіть і не можна побудувати функціоналу Ейлера, то задачу розв'язування системи дифер. рівнянь із заданою граничною умовою

$$\Phi(u, x, y, z, \dots) = 1$$

завжди можна звести до знаходження мінімуму функціоналу $\int [\Phi(u, x, y, z, \dots)]^2 \times \times dx dy dz \dots$. Чисельні методи відшукування екстремумів (чисельні методи оптимізації) широко застосовують у найрізноманітніших сферах. Сюди належать не тільки наукові задачі фіз. циклу, а й задачі оптики, керування в тех. і адміністративних системах, оптич. планування в економіці та ін. При аналітичних розв'язуваннях задач оптимізації ці задачі зводилися до дифер. рівнянь (варіаційні рівняння Ейлера) або до систем трансцендентних (у загальному випадку) рівнянь при пошуку екстремуму ф-ції. Але для чисельних методів прямі методи знаходження екстремуму є найефективнішими; так що, як сказано вище, навпаки, задачі дифер. рівнянь або розв'язування систем трансцендентних рівнянь ведуть до еквівалентних варіаційних задач. Задачі пошуку екстремуму (для визначеності говоримо про мінімум) мають ту перевагу, що завжди можна побудувати ітераційний процес, який веде до зменшення функціоналу, причому процес цей можна утворювати з найпростіших одновимірних варіацій. Неважко звичайно буває обґрунтувати збіжність процесу. Головна теор. складність проблеми оптимізації неопуклих функціоналів полягає в тому, що може існувати кілька мінімумів. Ітераційний процес приведе до якого-сь із цих мінімумів, але не обов'язково до найменшого з них, а поки що не розроблено систематичних методів пошуку найменшого мінімуму.

О. м. почала досить швидко розвиватися після створення ЕОМ. Виникають нові її розділи, як, наприклад, обчисл. методи *теорії масового обслуговування теорії*, мінімізації логічних ф-цій, комбінаторики та ін. В статті було розглянуто усталені розділи, які вийшли із стану перших пошуків і вже широко застосовуються.

Лит. Фаддеев Д. К., Фаддеева В. Н. Вычислительные методы линейной алгебры М.—Д., 1963 [бібл.огр. с. 677—734]. Ренесс Е. Я. Основы численных методов вычислительного приближения М., 1969 [бібл.огр. с. 413—623]. Самарский А. А. Введение в теорию разностных схем М., 1971 [бібл.огр. с. 538—550]. Мисисеев Н. Н. Численные методы в теории оптимальных систем М., 1971. Уиттедлер Э., Робинсон Г. Математическая обработка результатов наблюдений. Пер. с англ. М., 1935. Уильямсон Дж. Х. Алгебраическая проблема собственных значений. Пер. с англ. М., 1970 [бібл.огр. с. 559—564].

А. О. Дорошук.
ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАШИНА — фізична система (пристрій чи комплекс пристроїв), призначена для механізації або автоматизації процесу алгоритмічної обробки інформа-

ції (обчислювань). Фіз. системи, застосовувані для обчислювань, можуть бути мех., пневматичними, гідравлічними, електр., електронними, оптичними або комбінованими (мішаними). Відповідно розрізняють мех., електр., електронні та ін. О. м.

Аргументи заданої матем. залежності, що їх зображують за допомогою фіз. величин, подають на входи О. м. У машині відбувається такий фіз. процес, за якого вимірювання змінних величин, що адійснюється в деяких точках або частинах пристрою, якраз і дає результат обчислень; ці частини пристрою наз. виходами. До складу О. м. часто входять допоміжні блоки для введення й виведення величин, схеми для налаштування машини на обчислювання за заданою матем. залежністю і для автомат. контролю обчислювань. Цей комплекс пристроїв є єдиним цілим і має самостійний привод чи джерело енергії.

Найпростішими О. м. є машини для виконання окремих операцій і які мають ручне введення даних. До них відносять арифмометри, калібрильні О. м. тощо.

Складнішими О. м., які дають змогу виконувати цілі серії операцій, є т. з. аналітичні О. м., в яких послідовність з'єднання окремих блоків залежить від виду відтворюваної аналітичної залежності. До таких О. м. відносять лічильно-перфорційні О. м., різні електромеханічні О. м. неперервної дії, аналогові О. м. тощо; введення даних у такі машини вже автоматизовано.

Найскладнішими і найуніверсальнішими є О. м. з автомат. керуванням. Характерною особливістю таких машин є повна автоматизація обчислювального процесу, що його виконують за спец. програмою. Крім пристроїв, призначених для виконання матем. обчислювань, вони мають *власні* *апаратно-логічні пристрої* для зберігання програм, початкових даних і проміжних результатів обчислювань, а також пристрої керування, які забезпечують автомат. виконання обчисл. процесу. До таких О. м. відносять електронні цифрові обчисл. машини, аналогові О. м. з періодизацією розв'язування та ін.

Усі О. м. (від найпростіших до найскладніших) можна класифікувати за двома ознаками — методом розв'язування задач і формою представлення оброблюваної інформації. Залежно від методу розв'язування задач розрізняють О. м. з аналоговим методом розв'язування, програмно-керуванням і комбінованим, що об'єднує обидва методи. В основу аналогового методу покладено теорію математичного моделювання, що ґрунтується на подібності матем. описів об'єкту і його моделі, і квазіаналогії — еквівалентності цих описів у розумінні одержування результатів. При аналоговому методі розв'язування певний матем. залежності відповідає певний набір функціональних блоків, взаємний зв'язок між якими в машині не змінюється в процесі розв'язування. Арифметичний метод розв'язування ґрунтується на використанні чисельних методів матем. аналізу й полягає в тому, що

певний матем. залежності відповідає певна послідовність виконання найпростіших арифметичних операцій — *алгоритм* обчислювань, який адійснюється внаслідок змінюваного в процесі розв'язування взаємного зв'язку окремих пристроїв і блоків. При комбінованому методі розв'язування задачі використовують обидва методи.

Далі, з якими оперує О. м., можна представляти в неперервному, дискретному й комбінованому видах. Відповідно з цим сучасні О. м. прийнято розділяти на 3 типи: машини неперервної дії — *аналогові обчислювальні машини* (АОМ), представлення інформації в яких реалізуються змінною матем. величиною деякими фіз. величинами (кут повороту, величина електр. струму, напруга тощо); машини дискретної дії — *цифрові обчислювальні машини* (ЦОМ), у яких неперервна зміна аргументів представлена у вигляді послідовних цифрових значень, що їх записують на носії інформації (в ЦОМ обробляють дані, представлені у вигляді цифрових кодів); *гібридні обчислювальні машини* (ГОМ), у частині вузлів яких представлення інформації реалізуються в дискретному виді, а в частині — в неперервному (машина цього типу наз. ще комбінованими О. м.).

Найпоширенішими в практиці обробки інформації є ЦОМ, які (залежно від способу керування) підрозділяються на машини з ручним керуванням — арифмометри, *обчислювальні машини класичні й важільні* О. м.; ЦОМ з жорсткою програмою — *табулятори й спеціалізовані обчислювальні машини*; *універсальні автоматичні* ЦОМ, обчислення в яких провадять за заздалегідь складеною програмою, яка повністю забезпечує автоматичне розв'язування задач на всіх етапах — від введення початкових даних до одержання результату. Такі машини мають алгоритмічну універсальність, і це дає змогу провадити за їхньою допомогою значно коло обчислювань та обробки інформації. Швидкість сучасних ЕЦОМ коливається від кількох тисяч до десятків мільйонів операцій за 1 сек. Залежно від потужності й швидкості запам'ятовувальних пристроїв ЕЦОМ поділяють на великі (напр., «БЭСМ-6»), середні (напр., «Минск-32») і малі (напр., «МІР-2» — машини для ішперних розрахунків). ЕЦОМ класифікують і за загальнішими ознаками: до визначальних властивостей великих машин відносять їхню можливість працювати в режимі *мультипрограми* і (або) в режимі *розподілу часу*; до малих відносять машини, які можуть працювати за однією програмою й обслуговувати одного споживача.

АОМ, як такі, що складаються з окремих блоків, кожний з яких виконує над маш. величинами певну матем. операцію (див. «МН», «ЭМУ»), в ряді випадків є спеціалізованими. Позитивними якостями (які визначають особливості представлення початкових величин і специфіку побудови окремих розв'язувальних елементів) таких машин є велика швидкість, яка дає змогу виконувати пере-

творювання над швидкоплинними величинами в реальному масштабі часу, апаратурна простота й наочність програмування (див. *Програмування АОМ*). Проте порівняно з машинами дискретної дії вони менш точні й мало універсальні.

ГОМ почали створювати в 2-й половині 60-х років. Достоїнствами цього типу машин є можливість розширювати коло розв'язуваних задач або скорочувати час розв'язування їх, підвищувати точність порівняно з АОМ.

Для обробки великих масивів інформації (виконання великої кількості обчислень) і розв'язування великої кількості різних за природою й характером задач створюють *обчислювальні системи*, що об'єднують різні (за типом і класами) машини в обчислювальні комплекси з ієрархічною структурою організації обчисл. процесу (див. *Обчислювальний центр, Комплексування машин*).

Лит. див. до ст. Аналогова обчислювальна машина, Комплексування машин, Обчислювальна техніка й Цифрова обчислювальна машина.

В. П. Бонюк, П. В. Походило.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАШИНА ЗАГАЛЬНОГО ПРИЗНАЧЕННЯ — універсальна цифрова обчислювальна машина, призначена для розв'язування більшості класів науково-технічних, економічних та інших задач. Ця вона відрізняється від спеціалізованих обчислювальних машин, призначених для розв'язування окремих класів задач.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАШИНА КЛАВІШНА — досить поширений тип обчислювальних машин, які служать для переробки інформації, що містить у собі переліки (вихідні) відомості, в процесі виробничої, гос-

двох типів: 1) лічильник результатів, у якому утворюється при додаванні сума, при відніманні — різниця, при множенні — добуток, а при діленні — остача, і 2) лічильник обертів, який реєструє кількість ходів машини (на цьому при додаванні підраховується кількість доданків, при множенні — один із співмножників, при діленні — частка). Введення цифрових даних здійснюється вручну за допомогою спец. установочних механізмів, які бувають важільні (напр., у арифмометра), позвужкові, десятиклавішні та багатоклавішні. Причому залежно від типу механізму час введення однієї цифри в машину коливається від 1 сек до 0,2—0,25 сек.

Електронні О. м. н. завдяки високій надійності й безшумності в роботі, більшій розрядності, високій швидкості обчислень, малій вазі й витратуваній потужності й незначним габаритам повсюди приходять на зміну механічним машинам (див. *«Искра»*). Підсумовуючі клавішні машини пристосовані для виконання робіт, пов'язаних гол. чин. з діями додавання та віднімання. Більшість підсумовувальних клавішних машин має друкувальний механізм, що записує цифрові дані й одержані результати. Цифрові дані в машину вводяться, як і в мех. О. м. н., вручну. Підсумовувальні машини без друкувального механізму бувають лише багатоклавішні. Лічильний механізм складається з одного лічильника (рідше — з двох). У підсумовувальних записуючих машинах тип установочного механізму має ще важливіше значення для продуктивності праці, ніж в обчислювальних. Тому важільні й позвужкові механізми в таких машинах не застосовують, а використовують лише десятиклавішні й

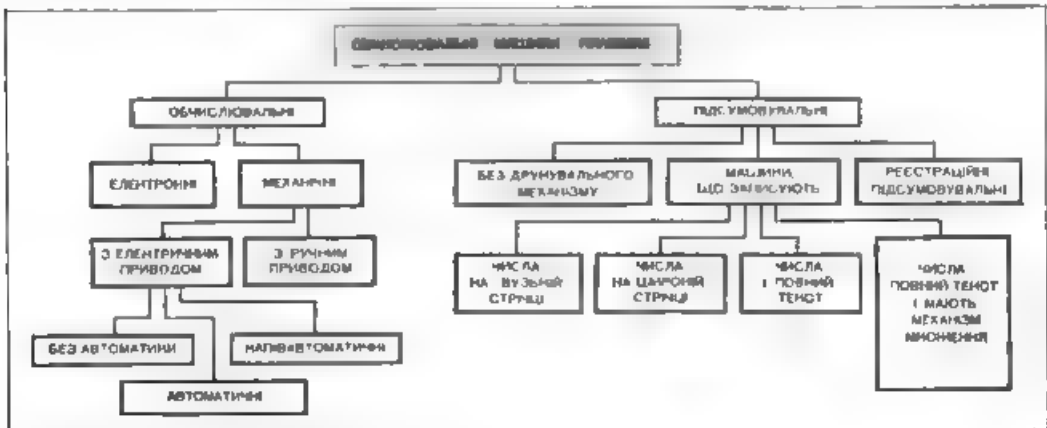


Схема класифікації обчислювальних клавішних машин.

подарської та науково-виробничої діяльності. Цифрові О. м. н. бувають (див. мал.) обчислювальні (мех. та електронні) й підсумовувальні.

В механічних обчислювальних машинах лічильний механізм складається з *лічильника*

багатоклавішні механізми. Швидкість набирання чисел на десятиклавішних підсумовувальних машинах завдяки застосуванню еліптичного методу набирання на 15—20% більша за швидкість набирання чисел на багатоклавішних машинах.

У практиці обчислювальних робіт, окрім підрахування чисел, велику питому вагу займає друкування тексту. Для механізації цього процесу створено такі цифрові машини, які, крім записування чисел та підрахування їх по рядках і колонках, можуть записувати й будь-який текст. Вузол друку в цих машинах являє собою закритий друкарську машинку, а лічильний механізм складається з лічильників двох видів: горизонтальних — для лічби чисел по рядках і вертикальних — для лічби по колонках. Горизонтальних лічильників, як правило, два, й вони закріплюються на машині. Вертикальні лічильники — змінні, кількість їх і розміщення визначаються виконуваною роботою і можуть змінюватися залежно від розмірів картки. Для механізації однієї в найтрудомісткішій обчислювальній операції — дії множення під час складання обліково-планових документів створено механізми, яким об'єднують багатолічильникові, такі, що записують повний текст, підсумовувальні машини. Ці машини являють собою особливу підгрупу підсумовувальних машин — т. н. фактурних. До групи підсумовувальних машин можна віднести й рестраційно-підсумовувальні машини (напр., касові апарати, багатоклавішні машини тощо).

Лит. Клодковий В. С. Растагнев Г. П., Кикущий В. Н. Цифровые вычислительные машины М., 1981. Хренков Л. С. Малые вычислительные машины. Краткое справочное руководство. М., 1968 [библ. стр. с 208-210]. Г. І. Коринько.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАШИНА НЕПЕРЕРВНОЇ ДІЇ — те саме, що й *аналогова обчислювальна машина*.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНА СИСТЕМА — взаємозв'язана сукупність засобів обчислювальної техніки, що складається не менше як з двох основних процесорів або обчислювальних машин (ОМ), з яких принаймні одна виконує функції основного процесора. Основним процесором називають складову частину ОМ, яка виконує обчислення, передбачені алгоритмами розв'язування задач; на відміну від нього допоміжний процесор призначено для обробки інформації, що передбаченої цими алгоритмами (напр., зв'язаної з організацією обчисл. процесу), а можливо, і для неосновних обчислень, передбачених програмами (напр., для редагування наслідків обчислень). Як і осн. процесор, допоміжний також може бути частиною машини або окремою машиною, але в останньому разі відповідного спряження його з самим лише осн. процесором досить, щоб ця сукупність наз. О. с. Якщо раніше допоміжну обробку інформації здебільшого виконували осн. процесори, то тепер прагнуть створювати спец. допоміжні процесори (для підвищення загальної продуктивності О. с.).

Створення О. с. пов'язане з необхідністю долати незбалансованість між однопроцесорною ОМ та потрібними характеристиками обчисл. процесу за входними й вихідними потоками інформації. До осн. переваг О. с. порівняно з однопроцесорними ОМ відносять: збіль-

шення швидкодії завдяки розпаралелюванню алгоритмів і виконання різних їхніх віток на окремих процесорах (реалізація мультипроцесорного режиму), збільшення ефективності використання устаткування при багатопрограмній обробці інформації, можливість одержати високу живучість системи шляхом дублювання роботи процесорів (гарячого резервування), вастосування спільної для всіх О. с. бібліотеки стандартних підпрограм і програм тощо. Зазначені достоїнства О. с. значною мірою пояснюються тим, що всі процесори можуть працювати зі спільною пам'яттю. О. с. класифікують за конструкцією і складом осн. процесорів, за типами зв'язків і за призначенням.

За конструкцією О. с. поділяють на роздільні й нероздільні. Роздільні О. с. складаються з кількох ОМ, які виконують функції осн. і допоміжних процесорів і кожна з яких може працювати самостійно. Нероздільні О. с. (ніколи їх наз. мультипроцесорними ОМ) складаються з процесорів, кожний з яких може виконувати свої функції лише в складі О. с., подібні системи звичайно розробляють як єдине ціле і будують на одній елементній базі.

За складом осн. процесорів О. с. поділяють на однорідні й різнірідні. При цьому однорідні О. с. характеризуються ідентичністю всіх осн. процесорів, які входять до них (або ОМ, які виконують ті самі функції), а різнірідні О. с. — відмінністю осн. процесорів (чи ОМ).

Зазначені дві ознаки класифікації дають змогу виділити чотири осн. типи О. с.: 1) однорідні нероздільні О. с.; 2) однорідні роздільні О. с.; або однорідні комплекси; 3) різнірідні нероздільні О. с.; 4) різнірідні роздільні О. с., або різнірідні комплекси. До однорідних нероздільних О. с. відносять, напр., систему «Pitac-4» (США), в якій окрім однакових осн. процесорів, посланих один з одним, є й допоміжні процесори керування та ОМ «В 650», яка керує роботою всієї системи, тобто виконує й функцію допоміжного процесора. До однорідних комплексів відносять О. с. «Мінск-222», побудовану на основі серійних ОМ «Мінск-2/22», які виконують функції осн. і допоміжних процесорів.

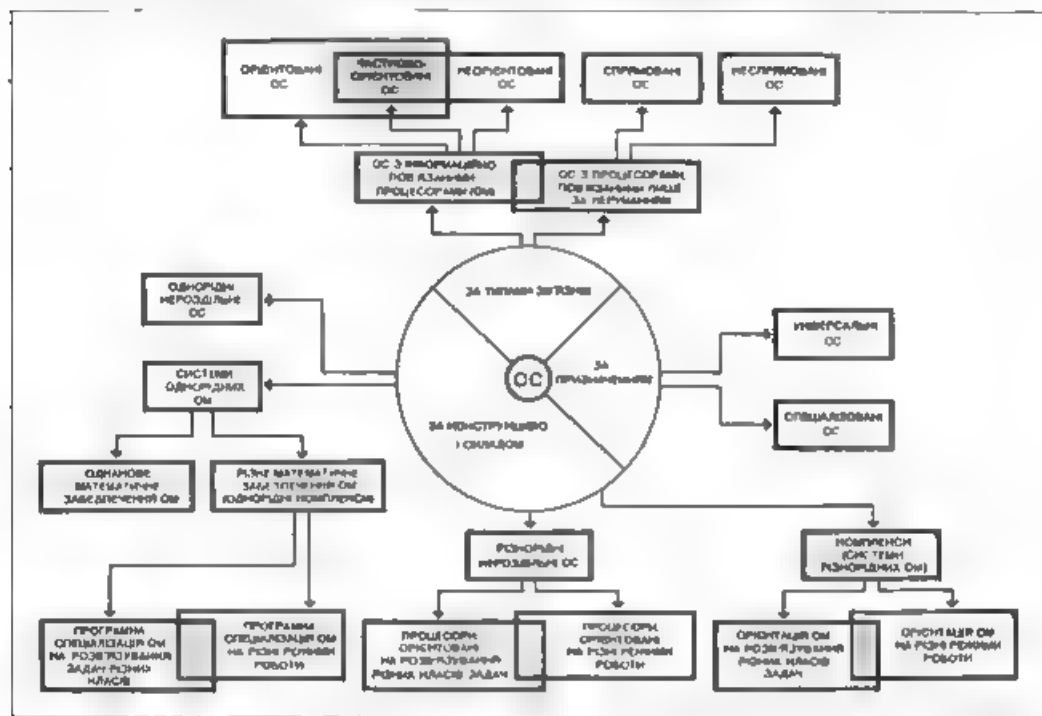
Великого поширення набувають і різнірідні комплекси, які також будують із серійно виготовлюваних ОМ і нероздільних О. с. Так, напр., комплекс О. с., що його побудувала й реалізувала фірма «Форд мотор комп.» (США), об'єднує дві 4-процесорні однорідні нероздільні О. с. «Philco-2000 -212», ОМ «GE-235» та ін. Комплекс (однорідні й різнірідні) можна класифікувати за різними рівнями залежно від ступеня усуцільнення пристроїв введення та виведення інформації ЦОМ й зовн., проміжної та оперативної пам'яті, а також залежно від того, збережено чи порушено функціональну цілісність наявних у їхньому складі ОМ. В останньому разі О. с. являють собою вже не комплекс, а якісно іншу форму організації систем — нероздільні О. с. Можна сподіватися, що серед машин

4-го покоління саме різнорідні нероздільні О. с. займають провідне місце.

Різнорідні нероздільні О. с. і комплекси, відповідно до функціональної орієнтації об'єднуваних у них ОМ (або процесорів), можна поділити на такі групи: 1) О. с. з процесорами (ОМ), орієнтованими на розв'язування задач різних класів (напр., задач інформаційного пошуку, обчисл. задач і т. ін.); 2) О. с. з процесорами (ОМ), орієнтованими на різні режими роботи (діалогов режим, режим пакетної обробки); 3) О. с., які об'єд-

няють програмами (напр., пакетна обробка). Подібну деталізацію можна провести і для класів однорідних О. с., але в них функціональну орієнтацію ОМ (процесорів) можна проводити лише за допомогою зовнішнього матем. забезпечення (т. з. програмна спеціалізація).

За типами зв'язків О. с. поділяють на три групи: 1) О. с. з безпосередньо інформаційно зв'язаними ОМ (процесорами), коли компоненти системи обмінюються тільки програмами з первісними та проміжними даними;



Класифікація обчислювальних систем.

пують процесори (ОМ), орієнтовані за обома зазначеними вище ознаками. Перша з них полягає в тому, що будь-яка, навіть універсальна, ОМ (як і процесор) є найкраще орієнтованою для розв'язування задач якогось певного класу — ширшого чи вузького залежно від її структури та програмного забезпечення. В О. с. цю особливість можна добре використати й для прискорення обчислювання складних задач шляхом розпаралелювання алгоритмів по окремих машинах відповідно до функціональних особливостей кожної з ОМ (кожного процесора). Друга ознака вказує на те, що об'єднувані ОМ (процесори) в загальному обчисл. процесі орієнтовано вже тільки на різні режими роботи, напр., режим діалога, здійснюваний при виборі чисельного методу розв'язування задач, уточненні алгоритму розв'язування та налаштуванні програми, і режим розв'язування задач за готови-

ми програмами (напр., пакетна обробка). 2) О. с. з ОМ (процесорами), зв'язаними тільки за керуванням, 3) О. с., які мають зв'язки обох зазначених типів. 1-а і 3-я групи О. с. далі підрозділяються на орієнтовані (якщо кожна ОМ або процесор може тільки приймати або тільки передавати інформацію), неорієнтовані (якщо кожна ОМ або процесор системи може і передавати, і приймати інформацію) і частково орієнтовані О. с. (за наявності в системі орієнтованих і неорієнтованих підсистем). 2-а і 3-я групи О. с. підрозділяються на спрямовані (з централізованим керуванням) і неспрямовані (децентралізовані) О. с.

За призначенням О. с. поділяють на спеціалізовані, які призначено для розв'язування певного класу задач, та універсальні, які призначено для розв'язування ширшого кола задач (до складу універсальної О. с. як підсистема може входити й спеціалізована О. с.).

Требє сподіватися, що надасть розвиток обчислювальній техніці віде не тільки шляхом удосконалення і створення ОМ малої й середньої потужності, а й шляхом створення багатопроцесорних О. с. (а не великих однопроцесорних ОМ).

Лит. Каремнов Э. В., Косарев Ю. Г. Однопроцесорные универсальные вычислительные системы высокой пропускной способности. Новосибирск 1966. (Обзор с 295 с.). Вычислительные системы, в. 23. Новосибирск 1966. Пасеков Д. А. Вязанов А. Р. Децентрализованные вычислительные системы. Изв. АН СССР. Технические науки кибернетика. 1988. № 5. Рабинович Э. Л. Некоторые методологические вопросы теории комплексных вычислительных средств. В кн. Вычислительные системы. Труды I Всесоюзной конференции по вычислительным системам, в. 1. Новосибирск, 1988. Глушков В. М. (та ін.). Некоторые основные направления развития цифровой вычислительной техники. М., 1970. (Обзор с 91 с.). Мультипроцессорные вычислительные системы. М., 1971. (Обзор с 313—318). Пасеков Д. А. Введение в теорию вычислительных систем. М., 1972. (Обзор с 258—274).

В. І. Брановицький, Э. Л. Рабинович.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНА СХЕМА — певна послідовність операцій і форма запису результатів цих операцій. Прикладом О. с. може бути схема Горнера для обчислення аналізу алгебр. многочлена n -го степеня $P_n(x) = a_0 + a_1x + \dots + a_nx^n$. За цією схемою $P_n(x)$ обчислюють за представленням $P_n(x) = (\dots ((a_nx + a_{n-1})x + a_{n-2})x + \dots + a_1)x + a_0$; для цього потрібні n множень та n додавань.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНА ТЕХНІКА — 1) галузь техніки, яка об'єднує засоби автоматизації математичних обчислень і обробки інформації в різних сферах людської діяльності; 2) наука про принципи побудови, дії та проектування цих засобів.

За ознакою фіз. форми представлення оброблюваної інформації засоби О. т. поділяють на аналогові, цифрові й аналого-цифрові, або гібридні. В аналогових засобах О. т. обробці піддають значення фіз. величин (струми, напруги тощо), які в певному неперервному діапазоні моделюють матем. величини. В цифрових засобах О. т. обробляють фіз. цифрові (дискретні) коди матем. величин. В аналого-цифрових (гібридних) засобах О. т. застосовують обидві форми представлення величин.

За ступенем універсальності в обробці інформації засоби О. т. поділяють на машини загального призначення (універсальні) та спеціалізовані. Перші використовують для розв'язування широкого класу задач, другі — для розв'язування вузького класу чи навіть однієї задачі. За ступенем автоматизації обробки інформації розрізняють обчислювальні інструменти (лінійки, рахівниці тощо), прилади (планіметри, арифмометри, корелятори тощо) й машини. На сучас. етапі розвитку О. т. широко використовують обчисл. машини та комплекси їх.

Найпростішим аналоговим обчисл. інструментом є логарифмічна лінійка, яку винайшло ще в кінці 15 ст. В 1814 англ. вчений

Дж. Герман винайшов планіметр Піаніше англ. фізик Дж. Дж. Томсон (1856—1940) створив фрикційний інтегратор. Англ. фізик У. Кельвін (1824—1907) показав можливість розв'язувати дифер. рівняння способом поєднування кількох інтеграторів. Польс. математик В. Абданк-Абаканович (1852—1900) винайшов 1878 аналоговий інтегратор, який наз. інтеграфом. Ідею Абданка-Абакановича було покладено в основу першої обчисл. машини для розв'язування диференціальних рівнянь, яку побудував 1904 рос. математик і механік О. М. Крилов (1863—1945), щоб розв'язувати задачі кораблебудування. Вдосконалення мех. інтегральних машин пов'язане з роботами амер. вченого В. Вуша. Машина Вуша складалася з фрикційних інтеграторів, мех. суматорів і мех. передач для множення на сталу величину. В 2-му десятиріччі 20 ст. розроблено метод моделювання, на основі якого піаніше було побудовано обчисл. пристрої, в яких застосовують електропровідний папір.

Працювати над створенням аналогових обчислювальних машин в СРСР почали в 20-х роках 20 ст., коли рад. математик С. А. Гершгорін заклавав основи побудови сіткових електронітеграторів для розв'язування рівнянь у частинних похідних. У 30-х роках рад. вчений-електротехнік С. О. Лебедев (н. 1902) розробив методику моделювання електромереж змінного струму й побудував напівавтомабільну електр. модель для розрахунку їх. Потім з'явилися роботи рад. вчених-електротехніків О. О. Горєва та В. А. Яснюкова (н. 1912) з фіз. моделювання енергетичних систем. У 40-х роках під керівництвом рад. фізика І. С. Брука розроблено електромех. диференціальні аналізатори, 1945 під керівництвом рад. електротехніка Л. І. Гутенмахера створено електронні аналогові машини з періодизацією розв'язування. Того самого року під керівництвом С. О. Лебедева створено електронну аналогову машину для розв'язування систем звичайних дифер. рівнянь. В СРСР аналогові машини, основані на операційних підсилювачах (найближчі до сучас. аналогових машин), уперше створено 1949.

Осм. перевагами засобів аналогової О. т. (порівняно з цифровими), які зумовлюють широке застосування їх для розв'язування наук.-тех. задач і використання в системах автомат. керування тех. об'єктами і в системах моделювання неперервних процесів, є їхня простота, надійність і велика швидкість. Найбільшими їхніми вадами є порівняно мала точність одержуваних розв'язків та обмеженість кола розв'язуваних задач.

Історія розвитку цифрових обчислювальних засобів почалася у 17 ст. В 1642 франц. фізик Б. Паскаль (1623—62) побудував лічильну мех. машину, яка виконувала операції додавання та віднімання. Піаніше було побудовано бл. 50 таких машин. Подібні лічильні пристрої розробляв, зокрема, нім. математик Г.-В. Лейбніц (1646—1716), рос. математик

тик П. Л. Чебишов (1821—94) і рос ішж В. Т. Однер «Колесо Однера» стало основою сучас арифмометрів. Пізніше арифмометри замінили настільними мех та електромех. машинами, в згодом — малими електронними цифровими машинами. Найближчим прообразом сучасних цифрових обчислювальних машин вважають «аналітичну машину» англійського математика Ч. Беббіджа (1833). Див іл між с 184—18.

В 1937—44 під керівництвом амер вченого Г. Ейкена створено електромех. цифрову обчисл. машину «*Mark-1*».

Революційним поворотом у розвитку цифрової О т було створення електронних цифрових обчислювальних машин (ЕЦОМ) з програмним керуванням, які є основними тех засобами кібернетики.

В першій електронній швидкодіючій ЦОМ «ЕНІАК» (побудовано 1946 в США) було бл 18 000 ламп, потребувала понад 100 мвт потужності електроенергії. Машина працювала в десятковій системі числення. Операції додавання й віднімання вона виконувала за 200 мсек, множення — за 2800 мсек. Її було призначено для розв'язування диференціальних у частинних похідних та для деяких їх розрахунків. В СРСР 1950 під керівництвом С. О. Лебедева в АН УРСР створено першу в континентальній Європі малу електронну лічильну машину «МЭСМ», яка належить до класу машин загального призначення (на відміну від «ЕНІАК», яку вважали спеціалізованою). «МЭСМ» мала бл. 2000 електронних ламп, працювала за паралельно-последовательним принципом виконання операцій і мала швидкодіючу пам'ять за лампових регістрах та зовнішню пам'ять за магн барабанами. Структура й осн схеми цієї машини є класичними, їх докладено в основу серії вітчизняних швидкодіючих машин «БЭСМ» (1952), «БЭСМ-2», «БЭСМ-4» та «БЭСМ-6», що їх створено також під керівництвом С. О. Лебедева. До перших універсальних ЦОМ в СРСР належать і машини «М-1» (1952), «Стрела» (1954) та «Урал-1» (1957). У 50 — на поч. 60-х років 20 ст. в Рад Союзі створено й інші ЦОМ загального призначення («М-2», «М-3» і «Кібер»), серійні машини «М-20» і «М-220», сімейства серійних машин «Урал», «Мінск» та «Радом» (нові серійні модифікації їх продовжують випускати) тощо. В цей самий період в СРСР було розгорнуто роботи по створенню й застосуванню цифрових керуючих обчислювальних машин, створено машини «Дніпро», «УМ1», «УМ 1-НХ», «ВНИИЭМ», «Дніпр-2» та інші. Пізніше було створено універсальніші в застосуванні агрегативно-блокові засоби обчислювальної техніки. Їх створено у вигляді набору обчислювальних засобів, засобів зв'язку з об'єктом і оператором та засобів внутрішньо- й позасистемного зв'язку, що дає змогу легко компоувати різні системи керування пром призначення. В 60-х рр створюють малі машини для інженерних розрахунків — «Премінь», «МІР» і «Наїр». В них проста зов-

нішня мова, яку орієнтовано на розв'язування інженерних задач зі схемною реалізацією трансляції, шони зручні в спілкуванні (взаємодії) людини з машиною, а з машини сімейства «МІР», окрім того, є розвинена система структурної інтерпретації.

ЦОМ удосконалюють загально в напрямі збільшення їхньої надійності, продуктивності, обсягів пам'яті й зручності спілкування людини з машиною та мініатюризації елементів для перетворення й зберігання інформації.

Продуктивність великих ЦОМ досягла в 60-х роках мільйонів операцій за секунду. Обсяг оперативного запам'ятовуваного пристрою збільшився до сотень тисяч слів, а зовнішнього ЗП — до мільярдів слів. Машина обладнують усіма досконалішими пристроями обміну інформацією з користувачами. Особливу роль відіграє застосування в ЦОМ інтегральних схем (див *Мікроелектронна елементна база обчислювальної техніки*), які, крім того, що поліпшують якість засобів О т, дають змогу ще далі ширше автоматизувати проектування й виробництво їх. Вплив елементної бази на розвиток О т, особливо ЦОМ, був і є таким визначальним, що саме відповідно до типу застосовуваних елементів і прийнято розрізняти «покоління» ЦОМ (див. *Обчислювальна техніка*).

Важливе значення для розвитку засобів О т має поява ЦОМ, розрахованих на багатопрограму обробку інформації, яка забезпечує роботу машини за кількома програмами одночасно й істотно збільшує її корисну віддачу. Етапом розвитку ЦОМ у цьому самому напрямі є створення мультимікропроцесорних машин і систем (див. *Обчислювальна система*). Вони розвиваються швидкими темпами.

Разом з удосконаленням структур ЦОМ розвивається й математичне забезпечення ЦОМ, зокрема, створюють ефективні системи програмування, ґрунтовані на універсальних, проблемно-орієнтованих і спеціалізованих алгоритмічних мовах, та операційні системи, які ефективно організовують обчисл. процес загально аж до взаємодії між користувачем і машиною. Розвиток матем забезпечення, а свою чергу, впливає на принципи побудови машин, у структурі яких реалізують деякі компоненти матем забезпечення. Завдяки цьому істотно підвищується ефективність роботи машини в цілому та доводиться взаємодія людини з машиною, й це набуває дуже важливого значення в умовах безпосередньої експлуатації ЦОМ користувачами різних спеціальностей, особливо в режимі діалога людини з машиною.

З постійним удосконаленням засобів цифрової О т розширюється область застосування їх. В основному їх використовують для розв'язування матем, тех і логіч. задач, моделювання складних систем, обробки даних вимірювань (одержуваних при експерименті та при керуванні різними процесами), для обробки економіко-статистичних даних і для пошуку інформації. Засоби цифрової О т

використовують у наук. дослідженнях, в автомат. керуванні технол. процесами та виробн. апаратами, у проектних і конструкторських роботах, у планово-економ. системах, в інформаційно-доповідних і навч. системах, у військових справах тощо. Розвитком цифрової О. т. великою мірою визначається наук., економ. і воєнний потенціал країни. Ця роль О. т. і далі зростає. До цифрових обчисл. засобів відносять і *цифрові диференціальні аналізатори й цифрові інтегрувальні машини*. В них використовують цифрове подання інформації, але для реалізації обчислення використовують методи, характерні для засобів аналогової техніки. Їх розроблено в 60-х роках 20 ст. Ці засоби О. т. застосовують у деяких спец. системах, напр., в авіаційних бортових керуючих системах. У принципі їх можна віднести до *гібридних обчислювальних машин*.

Гібридні обчислювальні засоби з'явилися в 50-х роках 20 ст. Спочатку їх створювали, поєднуючи в одному обчисл. комплексі аналогову й цифрову обчисл. машини. Сучасним гібридним обчислювальним машинам властиві глибоке власне проникнення цифрових та аналогових схем і їхня робота в єдиному обчисл. процесі заради використання переваг і цифрової, і аналогової О. т. При цьому, як правило, аналогові засоби використовують для власне обчислень, а цифрові — для керування та переробки логіч. інформації.

У зв'язку з науково-тех. революцією та пов'язаним з нею дуже швидким зростанням потоків інформації виникає об'єктивна необхідність далі розвивати обчисл. засоби, збільшувати їхню продуктивність, пристосовувати їх до різних галузей науки і техніки, делегувати взаємодію людини з ЕОМ і автоматизувати проектування самих машин. У ході розв'язування цих завдань з'являється наука — *обчислювальна техніка*. Теорія обчислювальних засобів ще остаточно не сформувалася, вона розвивається по лінії теорій цифрових, аналогових і гібридних засобів. У кожній із цих теорій явно памітилося два напрями *науки й пошук* нових принципів побудови та вдосконалення засобів О. т. і створення й методики проектування їх. Що ж до суті засобів О. т. як автомат. засобів переробки інформації фіз. способами, то їхня загальна теорія розглядає двох таких питань — конструктивно-технічне та інформаційне. Перше з них ґрунтується на традиційних дисциплінах — електроніці, автоматичній тощо, друге базується на розділах теоретичної кібернетики — на *алгоритмічній теорії, автоматичній теорії, теорії кодування й теорії мов, на моделюванні математичним тощо й набуває самостійного розвитку як прикладна галузь теор. кібернетики*.

У зв'язку з великою питомою вагою ЦОМ в О. т., значенням їх як осн. засобів кібернетики (що реалізують універсальні перетворення інформації), логіко-структурною і тех. складністю цих засобів та завданнями їхньо-

го розвитку теорія ЦОМ посідає особливе місце за обсягом матеріалу, що його охоплює теоретичне поняття «обчислювальна техніка». В США, Англії та ін. англійських країнах це поняття позначають терміном «computer sciences» — наука про ЦОМ.

Основоположними в галузі теорії ЦОМ в СРСР є роботи С. О. Лебедева, В. М. Глушкова (н. 1923) та ін., з ранніх робіт зарубіжних учених — це роботи амер. учених Г. Ейкена, Дж. фон Неймана та ін. У теорії ЦОМ виділяють взаємопов'язані розділи — теорію переробки інформації в ЦОМ на всіх рівнях цього процесу (що належать до елементної структури, алгоритмічної структури, архітектури машини й системи машин), теорію зберігання інформації в обчисл. машинах і теорію *взаємодії людини з обчислювальною машиною*, яка включає в себе, зокрема, питання матем. забезпечення машин, що стосуються організації обчисл. процесу, програмування та постановки задач на машинах.

У всіх цих розділах, що їх у свою чергу поділяють на окремі наук. дисципліни, є обидва напрями — і пошук, і проектування. Залежно від завдань проектування його поділяють на системне, логічне проектування ЦОМ та технічне проектування ЦОМ. Ці види проектування відповідно означають визначення параметрів, логічної структури та конструкції проектного пристрою будь-якого рангу (елемента, блока, функціонального пристрою або машини в цілому). Теорію проектування ЦОМ поділяють на розділи, що відповідають цим рангам.

В основу теорії аналогових обчисл. машин покладено поняття ізоморфізму (яке виникло при розвитку матем. уявлень про природу і має універсальний характер). Спираючись на нього, розвивається теорія електронного матем. моделювання, яка є основою побудови сучас. засобів аналогової О. т. Головна проблема, що постає при створенні аналогових машин для розв'язування нових класів задач, — встановити відповідні аналогії, а це дуже важке завдання. Очевидно, що прогрес аналогової техніки буде пов'язаний зі створенням квазіаналогових і гібридних обчисл. машин. Основи теорії квазіаналогових обчисл. машин заклад укр. вчений-електротехнік Г. Є. Пухов (н. 1916). Квазіаналогова обчисл. машина для розв'язування заданої задачі — це аналогова обчислювальна машина, що розв'язує квазіаналоговим способом таку допоміжну задачу, розв'язок якої при виконанні умов еквівалентності з точністю до постійних множників повністю або частково збігається з розв'язком заданої задачі. Для виконання зазначених умов еквівалентності в квазіаналоговій обчисл. машині, крім квазіаналога, є ще спец. пристрій, що ним керує (див. *Квазіаналогове моделювання*).

З теорії гібридних обчислювальних машин, яка перебуває в стадії становлення, основоположні роботи в СРСР виконали Г. Є. Пухов, Б. Я. Коган та інші. Осн. її завдання — розробляти структуру гібридних обчисл. ма-

стем, вибирати раціональне співвідношення між цифровою та аналоговою частинами, автоматизувати роботу гібридних систем, розробляти елементи і схеми матем. забезпечення гібридних систем.

Воручи до уваги велике наук., нар.-госп. та оборонне значення засобів О. т. в сучас. умовах, ХХІІІ і ХХІV з'їзди КПРС підкреслили необхідність всемірно розвивати О. т. в СРСР. У Директивах ХХІV з'їзду КПРС по п'ятирічному плану розвитку нар. г-ва СРСР на 1971—75 роки передбачено збільшити випуск засобів О. т. в 2,4 раза, а т. ч. ЕОМ — у 2,6 раза, й освоїти серійне виробництво нового комплексу ЕОМ на базі інтегральних схем. Це завдання розв'язують насперод великі наукові й виробничі орг-ції. Широко впроваджують у нар. г-во автоматизовані системи управління з використанням засобів О. т. Розгортаються обчислювальні центри мережі, завдання яких — забезпечити ефективне практичне використання засобів О. т. для побудови матеріально-технічної бази комунізму.

Літ., Матеріали ХХІV з'їзду КПРС. К., 1971, Лебедєв С. А., Мельников В. А. Общее описание В.С.М. и методики выполнения операций. М., 1959 Глушкова В. М. Системы цифровых автоматов. М. 1962 [біблогр. с. 484—492] Коган Я. Н. Идентифицируемые устройства и их применение для исследования систем автоматического регулирования. М., 1961 [біблогр. с. 194—203] Малиновский Б. Н. Цифровые управляющие машины и автоматизация производства. М. 1963 [біблогр. с. 285—286] Крушев Н. Г., Достунов В. Г. Основы теории систем автоматизации устройств. М., 1964 Анисимов В. В. Четвериков В. Н. Основы теории и проектирования цифровых вычислительных машин. М., 1965 [біблогр. с. 484] Пузлов Г. А. Методы анализа и синтеза логических схем электрических цепей. К., 1967 [біблогр. с. 58—59] Гладуев Н. С., Микодино В. С. Микрошаговые комплексы вычислительных средств. М., 1967 [біблогр. с. 432—433] Глушкова В. М. [та ін.] Вычислительные машины с развитыми системами интерпретации. К., 1970 [біблогр. с. 254—257].

В. А. Воронцов, Б. М. Малиновский,
З. Л. Рубчинич.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ АЛГОРИТМ — алгоритм точного або наближеного розв'язування задач прикладної математики. Одна з основних відмінностей О. а. полягає в інтерпретації початкових даних та результатів переробки їх. Початкові дані й результат будь-якого О. а. — скінченні множини скінченнорозрядних дійсних або комплексних чисел, що інтерпретуються як можливі елементи простору абстрактних, які апроксимують вихідні та шукані дані відповідних задач. О. а. розв'язування різних рівнянь математики звичайно складаються з О. а. апроксимації вихідних рівнянь наближеннями і О. а. точного або наближеного розв'язання наближених рівнянь. Див. також *Заміщення обчислювального алгоритму*.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР — підприємство, основним призначенням якого є збирання, зберігання та автоматична переробка різного роду інформації на допомогу ЕОМ, або науково-дослідний заклад, який займається розробками й дослідженнями загального та спеціалізованого математичного за-

безпечення, вибором методів розв'язування різних класів задач, розробкою методики організації обчислювальних робіт, консультаціями та навчально-методологічною роботою, а також здійснює керівництво впровадженням досягнень *цибернетики* в практику тощо. Постійне збільшення обсягу перероблюваної інформації потребує постійного підвищення продуктивності обчисл. засобів. Найефективніший та найекономічніший спосіб використання обчислювальної техніки пов'язаний з організацією О. ц., де зосереджується кваліфікований обслуговуючий персонал, а коеф. корисного часу використання машин може бути дуже високим.

Сучасні О. ц. обладнують ЕОМ і обчислювальними системами (ОС) колективного користування (див. *Комплексування машин*). Центр. ланкою ОС є операційні системи, ОС характеризуються високим ступенем модульності, вони обладнані широким спектром зовнішніх пристроїв і мають можливість нарощувати свою потужність (можна нарощувати не лише кількість процесорів, а й різноманітні канали зв'язку, периферію обладнання, пам'яті, програмне забезпечення тощо). Залежно від потреби О. ц. вибирає конкретну конфігурацію ОС, яка найбільше підходить для розв'язування заданого кола задач. Крім того, кожен О. ц., як і окремий абонент, якщо необхідно, може за допомогою розвинутих ліній зв'язку підключатися через систему введення—виведення до інших О. ц. і будь-коли одержувати необхідні інформаційні та обчисл. потужності. В деяких країнах, у т. ч. в СРСР, розробляють проекти організації мережі О. ц., у якій здійснюватиметься зв'язок між осн. центрами обробки інформації та ЕОМ на різних рівнях (див. *Обчислювальні центри мережі*). Різноманітні процесори, використовувані в О. ц., спеціалізовано за тими оброблюваною інформації, тому кожен абонент підключається до відповідного процесора. Частина завдань споживачів розв'язується за допомогою периферійних процесорів, які, стосовно до ОС, розміщені у великих О. ц., розглядають як кінцеве обладнання (термінали) і які можуть перебувати в індивідуальному користуванні споживача. Термінали, територіально віддалені на багато кілометрів від ОС, з якими вони спряжені лініями зв'язку, в тих випадках, коли їхньої потужності не вистачає для розв'язування задач, можна підключати до ОС і використовувати для передавання і приймання інформації.

Обчисл. засоби О. ц. широко використовують мультипрограму й мультипроцесорну роботу. ОС працюють у різних режимах: а) застосовують *режим розподілу часу*; б) в *реальному масштабі часу*; в) з пакетною обробкою даних; г) обробляючи дані сеансами (ОС територіально віддаленому споживачеві надається за допомогою ліній зв'язку через певний час за визначений проміжок часу). Розподіл ресурсів ОС між окремими задачами здійснюється автоматично за допомогою спеціалізованих програмних засобів. Черговість оброб-

як даних визначається операційними системами на основі використання системи динамічно змінюваних пріоритетів задач і системи переривань. Керування роботою ОС здійснюється так, що одночасно обробляється кілька незалежних одна від одної програм. Споживач повинен вказати лише необхідні строки розв'язання своєї задачі та форми, в якій він бажає одержати результат. Усі інші операції розв'язування задачі виконує О. д., надаючи в разі необхідності можливість організувати діалог людини з машиною в реальному часі, а також виступати як центр мережі зв'язку для обміну інформацією між територіально віддаленими абонентами. Практично ОС центрів обробки інформації дають негайні відповіді на запитання користувачів незалежно від складності потрібних обчислень.

ОС колективного користування застосовують в О. д. не тільки для централізованого інформаційного обслуговування споживачів, а й для здійснювання керування багатьма реальними об'єктами. Вони правлять за той фундамент, на якому функціонують автоматизовані системи управління та керування технологічними процесами чи експериментом на підприємстві, працюють інформаційно-довідкові системи тощо. Т. ч. людина, незалежно від територіальної віддаленості від О. д., має змогу негайно й безпосередньо користуватися обчисл. засобами, якийкраще послужать свої творчі здібності в обчисл. та інформаційних можливостях ОС. Ефективність роботи О. д. великою мірою залежить від роду послуг, які надаються користувачам ЕОМ.

Сучасні О. д. обладнані великою кількістю різних периферійних пристроїв ОС, і цим споживачеві надано змогу одержувати результат розв'язування задачі та задавати ОС інформацію про задачі в різних формах (друк, пл. між с. 184—185). Для цього використовують, наприр., *coltmodel аіаісі* й телекрани, пристрої для просторового зображування об'єктів, автоматизовані бібліотеки програм і масивів даних на різних носіях *дзлпсу інформації, пристрої введення та виведення інформації ЦОМ*, а також пристрої розмножування буквенно-цифрової та графічної інформації, засоби зв'язку людини й машини за допомогою голосу, голографічних і кольорових побудов тощо. В О. д. абонент може, наприр., передати телефоном замовлення, яке буде автоматично записано, а потім виконано, якщо буде дотримано певних умов; відкрити особисту бібліотеку даних, отримати різноманітні інформаційні відомості про можливості О. д. тощо. Для підвищення ефективності роботи обслуговуючого персоналу О. д., а також для обліку часу та якості роботи окремих його служб та пристроїв розробляють різноманітні стандарти й критерії оцінки ефективності, які широко використовують в автоматизованих системах управління О. д. В організаційному плані структура О. д. залежить від його обчисл. та інформаційних потужностей, а також від задач, які стоять перед ним. Як нові засоби зв'язку

людини з ОС, ведення діалогу з нею тощо використовують різні різні *авторитмічні мови*, які наближаються до звичайних мовних засобів, застосовуваних спеціалістами різних галузей.

Завдяки розвиненості принципу модульності нарощування потужності ОС (пам'яті, каналів зв'язку, процесора, матем. забезпечення тощо) залежно від потреб О. д. можуть виконувати різний обсяг робіт, одночасно обслуговуючи сотні й тисячі терміналів. Фінансові та ін. розрахунки а споживачами О. д. здійснюють автоматично. Їм можливість усі необхідні дані про задачі, споживачів, стан розрахунків споживачів між собою та іншу інформацію зберігати в пам'яті ОС у динаміці й обробляти її автоматично. В багатьох випадках ОС самостійно, без втручання людини видають потрібну інформацію для керування роботою О. д. і вживають заходів для підвищення ефективності функціонування його служб. Надійність роботи ОС гарантується використанням багатьох програмних і апаратних засобів, призначених автоматично контролювати правильність функціонування окремих її блоків та елементів і замінювати новими пристроями, що вийшли з ладу.

Лит. див. до ст. Обчислювальних робіт *методи організації* і *В Сергієнко*.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР АКАДЕМІЇ НАУК ВІРМЕНСЬКОЇ РСР ТА ЄРЕВАНСЬКОГО ДЕРЖАВНОГО УНІВЕРСИТЕТУ — науково-дослідна установа в Єревані. Створено його при АН Вірменської РСР 1957 (з 1963 — об'єднаний ОЦ АН Вірменської РСР і Єреванського ун-ту). Має лабораторії і відділи, що займаються теорією алгоритмів і матем. логікою, теорією інформації та кодуванням, застосуванням матем. методів у медико-біологічних та економіч. дослідженнях, теорією графів, теорією програмування й автоматизацією перекладу наук.-тех. текстів. Видає збірник праць «Математические вопросы кибернетики и вычислительной техники».

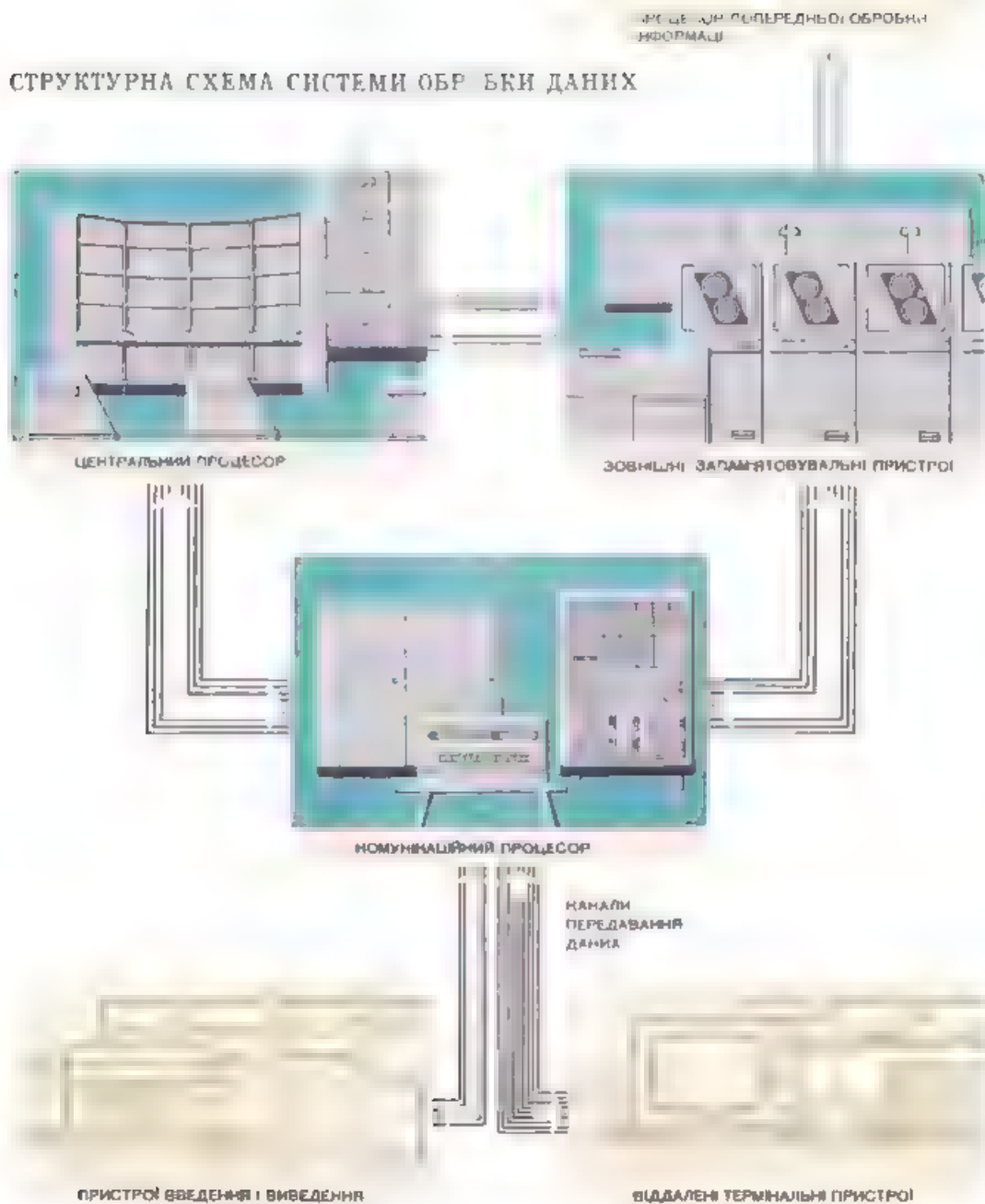
А. В. Петросян.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР АКАДЕМІЇ НАУК ГРУЗІЙСЬКОЇ РСР — науково-дослідна установа в Тбілісі. Організовано його 1955. Осн. напрямки досліджень: теорія наближень, функціональні рівняння, прикладна математика, програмування, обчисл. роботи, табулювання, кібернетика, матем. економіка, засоби обчисл. техніки, цифрові машини і наук.-тех. інформація. При ОЦ є аспірантура. Видаються «Труды Вычислительного центра».

Д. О. Косоволов.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР АКАДЕМІЇ НАУК СРСР — один з основних у країні наукових центрів по розробці обчислювальних методів і математичного забезпечення електронних обчислювальних машин (ЕОМ). Створено його 1955 в складі Відділення математики АН СРСР у Москві. В Обчисл. центрі АН СРСР розробляють чисельні методи розв'язування задач аеро- й гідродинаміки,

СТРУКТУРНА СХЕМА СИСТЕМИ ОБРОБКИ ДАНИХ

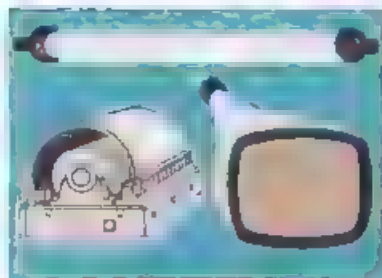


РОЗВИТОК ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЇ ТЕХНІКИ

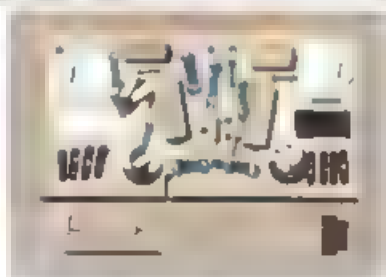
ЕЛЕМЕНТНО-КОНСТРУКТИВНА БАЗА

ЗАСОБИ ЗБЕРІГАННЯ ІНФОРМАЦІЇ

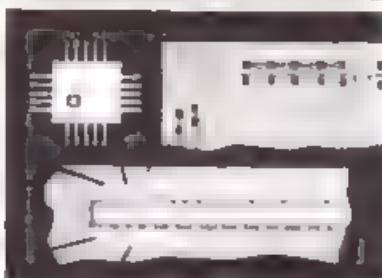
ПЕРШЕ ПОКОЛІННЯ



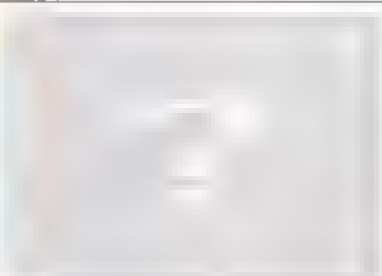
ДРУГЕ ПОКОЛІННЯ



ТРЕТЄ ПОКОЛІННЯ



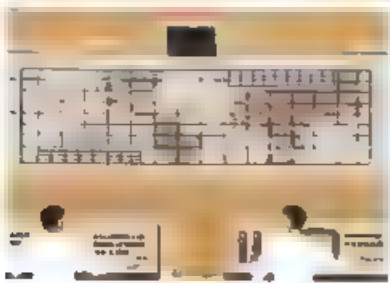
ЧЕТВЕРТЕ ПОКОЛІННЯ



ПРИЛОЖЕНИЕ I ВВЕДЕНИЯ



ЗОВНІШНЯ ВИГЛЯД ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ МАШИН І СИСТЕМ





оптимального керування, розробляють теорію великих систем, займаються дослідженнями операцій, матем. забезпеченням ЕОМ, алгоритмічними мовами й мовами для описування обчислювальних машин і систем, а також питаннями тех. кібернетики. При ОЦ є вчена рада по присудженню ступенів канд. та докторів наук і аспірантур. ОЦ оснащено машинами «БЭСМ-6», «БЭСМ-4», «БЭСМ-3» і «МИР-2». Видаються «Журнал вычислительной математики и математической физики», випуски праць ОЦ й збірники «Алгоритмы и алгоритмические языки».

Лит. Основні направилення наукової діяльності Вичислительного центра «Вестник АН УССР», 1978, № 5.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР СИБІРСЬКОГО ВІДДІЛЕННЯ АКАДЕМІЇ НАУК СРСР — науково-дослідна установа в Новосибірську. Створено його 1964. Основний напрям, профіль — прикладна математика та програмування. В ОЦ є сектор електронних обчисл. машин (ЕОМ) і теоретичні відділи програмування, динамічної метеорології, перенесення випромінювання, геофізики, механіки суцільного середовища, керування, завдань фізики й хімії. В ОЦ розробляють мови програмування й транслятори в них для різних ЕОМ, матем. моделі фіз. процесів і хім. реакцій, чисельні методи прогнозу погоди, методи розв'язування рівнянь перенесення, задач гідродинаміки й газової динаміки, досліджують проблеми автоматизованих систем управління виробн., умовно коректні задачі матем. фізики тощо. При ОЦ є аспірантура.

Г. Р. Контарев.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ АЛГОРИТМІВ ХАРАКТЕРИСТИКИ виражають властивості обчислювальних алгоритмів (о. а.). Деякі з цих властивостей не залежать від особливостей обчисл. машин (ОМ), на яких роблять обчислювання. До таких характеристики належать: похибка о. а. (див. *Похибка обчислювальної теорії*), збіжність, замикаєння обчислювального алгоритму, його складність, довжина о. а. — загальна кількість букв тієї мови, якою записано о. а., структурний (характеристичний) вектор $H(h_1, h_2, \dots, h_n)$, де h_i — кількість операцій a_i о. а. з певного набору операцій $O(a_1, a_2, \dots, a_n)$ у цій мові, і багато інших характеристики (див. *Алгоритми теорії*). Розглянемо докладніше О. а. х., залежні від особливостей ОМ, зокрема ті, які з'явилися у практиці чисел. розв'язування задач прикладної математики. Такі о. а. ототожнюватимемо з *програмою* на ОМ.

Нехай о. а. $A(X)$ призначено для розв'язування задач $P(Y)$ на ОМ $C(Z)$. Тут X, Y і Z — скінченні множини (вектори) параметрів, від яких істотно залежать відповідно A, P і C . Серед компонент X можуть бути числа ітерацій, ступені апроксимацій, порядки здійснювання послідовності операцій тощо. До числа компонент Y можуть входити дані про апріорні властивості розв'язків розглядуваних задач, напр., константи, які обмежують абс. значення ряду похідних від

шуканих ф-цій, дані про точність задавання первісних величин тощо. Вектор Z може містити кількість розрядів комірок пам'яті ОМ, загальну кількість комірок пам'яті, середній час беззайвної роботи, час виконання й ін. параметри для всіх операцій ОМ. Важливе значення на практиці мають такі характеристики о. а. задачі P на ОМ C : $T(X, Y, Z)$ — загальний час, необхідний для реалізації о. а. A при розв'язуванні задачі P на ОМ C ; $M(X, Y, Z)$ — необхідна пам'ять ОМ; $E(X, Y, Z)$ — повна абс. похибка розв'язування задачі P на ОМ C о. а. A ; $\text{ef}(X, Y, Z)$ — коеф. техніко-економічної ефективності. Дано пояснення введених характеристик. Загальний час T — відрізок часу від постановки задачі $P(Y)$ до її розв'язання о. а. $A(X)$ на ОМ $C(Z)$. Можна взяти $T = T_1 + T_2 + T_3$, де T_1 — час розробляти або вибирати о. а. A й ОМ C , T_2 — час програмування й трансляції о. а. A й T_3 — час реалізації о. а. A на ОМ C . При відомому наборі операцій $O(a_1, a_2, \dots, a_n)$ ОМ C і значенні вектора $T(t_1, t_2, \dots, t_n)$, в якому t_i — час виконання опе-

рації a_i на ОМ C , шуканий час $T_3 = \sum_{i=1}^n h_i t_i$,

де h_i — кількість операцій a_i при реалізації о. а. A на ОМ C . На практиці при оцінці T_3 нерідко враховують лише основні за кількістю й часом виконання операцій ОМ; при цьому враховувані операції зводять до однієї стандартної операції (звичайно операції додавання) або середньої за часом (для арифм. операцій). При реалізації о. а. на машині частину пам'яті ОМ займають первісні дані Y й результати розв'язування задачі. Якщо ця частина пам'яті не змінюється зі зміною о. а., то для порівнювання о. а. Π можна не включати в M . Звичайно необхідна пам'ять — це мінім. кількість комірок ОМ для записування о. а. в машині плюс мінім. кількість робочих комірок для зберігання проміжних даних, які виникають у процесі реалізації о. а. на ОМ. Пам'ять M буде абс. о. л. т. н. о., якщо в ній включено необхідну пам'ять для всіх підпрограм, які містяться в ОМ і які використовують при реалізації о. а.; пам'ять M буде ум. о. л. т. н. о., якщо вона складається лише з пам'яті, необхідної, щоб записувати власне о. а.

Нехай розв'язком задачі P є елемент R простору абстрактного Ω з метрикою ρ й нехай скінченновимірний вектор R є результатом реалізації о. а. A на ОМ C при розв'язуванні задачі P . Позначимо через Φ інтерпретатор $R: \Phi R \in \Omega$. Тоді $E = \rho(R, \Phi R) \leq \rho(R, R_1) + \rho(R_1, \Phi R_1) + \rho(\Phi R_1, \Phi R)$, де R_1 — розв'язок тієї самої абс. регуляризованої задачі з набл. входними даними, R_1 — результат застосування о. а. A до розв'язування цієї задачі. Перший доданок в оцінці E означає похибку за рахунок неточності первісних даних, другий — похибку о. а., а третій — похибку внаслідок реалізації о. а. на ОМ.

Однією з інтерпретацій показника lef є прибуток $G(X, Y, Z)$ на одиницю затрат $W(X, Y, Z)$ від розв'язку задачі P на ОМ C о. а. A . В свою чергу $W = c_1 T_1 + c_2 T_2 + \dots + c_n T_n$, де c_i — вартість одиниці часу T_i , а $G = S(X, Y, Z) - W$, де S — прибуток від розв'язання задачі P на ОМ C за допомогою о. а. A .

Отже,

$$\text{lef} = \frac{S - c_1 T_1 - c_2 T_2 - \dots - c_n T_n}{c_1 T_1 + c_2 T_2 + \dots + c_n T_n}.$$

Прибуток S залежить від помилок розв'язання задачі. Однією з найпростіших моделей

математичних може бути ф-ла $S = \frac{c_4}{B + c_4^2}$,

де c_4 — дійсні константи.

Припустимо, що ОМ $C(Z)$ фіксована. Тоді T, M, E і lef залежать лише від X і Y . Зручно вважати Y випадковою величиною й говорити про різні ймовірності характеристики величин T, M, E і lef , які теж будуть характеристиками о. а. A і залежатимуть лише від X . Позначимо через $H(X, Y, Z)$ будь-яку з характеристик T, M, E і lef і через $p(Y)$, $p(H)$ — щільності розподілу відповідно Y і H . Важливими характеристиками о. а. $A(x)$ є математичні сподівання $M_H(X)$ і дисперсії $D_H(X)$

$$M_H(X) = \int_D H p(Y) dY = \int_{-\infty}^{\infty} H p(H) dH,$$

$$D_H(X) = \int_D (H - M_H)^2 p(Y) dY = \\ = \int_{-\infty}^{\infty} (H - M_H)^2 p(H) dH.$$

де D — область можливих значень Y . Нерідко на практиці застосовують т. а. мажорантну характеристику о. а. $A(X): H^*(X) = \max H$. Показники lef і його ймовірності $p(X)$ є характеристиками M — знач. D — знач. lef^* в прикладах цільових функціоналів $a(T, M, E)$, мінімізації яких по X з урахуванням необхідних обмежень на T, M і E дає в ідеальних умовах оптимізацію о. а. Насправді замість T, M, E і a матимемо лише деякі оцінки їх $\bar{T}, \bar{M}, \bar{E}$ і \bar{a} , й порівнювати о. а. відповідно до теорії статистичних розв'язків можна буде лише на основі значень якоїсь ф-ції ризику $r(X) = M[a(a, a_0)]$, де $a(a, a_0)$ — т. а. ф-ція втрат, a_0 — шпів $a(T, M, E)$ з урахуванням усіх необхідних обмежень. Для будь-яких двох о. а. $A(X_1)$ і $A(X_2)$ писатимемо $A(X_1) < A(X_2)$, якщо вони задовольняють потрібні обмеження й $r(X_1) < r(X_2)$. Оптималь-

ним о. а. на заданій множині о. а. \mathcal{A} буде о. а. $A_0 = A(X_0)$, для якого $r(X_0) = \min_{A(X) \in \mathcal{A}} r(X)$ з урахуванням усіх необ-

хідних обмежень. Прикладами ф-ції ризику можуть бути задана ф-ція дисперсії й матем. сподівання від помилки $a(a, a_0) = a - a_0$, сама дисперсія $De(a, a_0)$ або її одінка, ймовірність $p(a \leq \varphi(Y))$, де $\varphi(Y)$ — задана ф-ція, тощо. Вказані приклади й визначення $r(X)$ мають формальний характер, оскільки насправді ф-ція ризику повинна бути ефективною для використання і враховувати втрати від заміни якогось ідеального критерію його оцінкою, напр., від заміни матем. сподівання його оцінкою у визначенні $r(X)$. Досить загальні способи побудови ефективної ф-ції ризику дає *теорія*.

Наведені О. а. к., звичайно, не є єдиноможливими. В матем. літературі трапляються аналогічні T, M, E і r характеристики на множині алгоритмів, які розв'язують дану задачу з точністю a . Замість характеристики M можна розглядати $lg_2 M$, який природно назвати ентропією о. а. Можна розглядати будь-які інші ф-ції від уведених характеристик, взаємно однозначно пов'язані з ними, якщо ці ф-ції піддаються простішим оцінкам на практиці. Можна твердити, що досвід розв'язування різних задач на ЦОМ приведе до необхідності визначати все нові властивості о. а., вичерпною характеристикою яких є лише самі о. а.

Лит. Глушков В. М. Введення в кибернетику. К., 1964 [Бібліогр. с. 319–322]; Лебедев В. Я. Об итерационном КР-методе. «Журнал вычислительной математики и математической физики», 1967, т. 7, № 6; Ивашов В. В. Статистическое моделирование характеристик вычислительных алгоритмов. В кн. Статистическое моделирование и аппаратура. М., 1970. В. В. Ісаченко.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ МАШИН І СИСТЕМ КОМПЛЕКСИ — див. *Комплексування машин*. **ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ РОБІТ МЕТОДИ ОРГАНІЗАЦІЇ** — методи організації обчислень на електронних обчислювальних машинах в обчислювальних центрах (ОЦ), які включають організацію систем математичного забезпечення та взаємозв'язки споживачів машинного часу з засобами обчислювальної техніки, проблемами ефективного використання наявних ресурсів обчислювальних систем (ОС), задачі побудови критеріїв оптимальності організації різних етапів обчислювального процесу. За допомогою О. р. м. о. на ОС розв'язують велике коло питань. О. р. м. о. дають змогу здійснювати цілковитий контроль за проходженням кожної задачі в обчисл. процесі: вибір конфігурації ОС та системи її матем. забезпечення, допомагають оптимально планувати використання обладнання ОС та її *процесорів*, організувати взаємодію оператора й системи, вести й обробляти масиви даних, оформляти бібліотеки програм. Крім того, О. р. м. о. дають змогу організувати захист певних видів інформації, що зберігається в пам'яті системи, від можливого використання сторонніми

абонентами, за допомогою спец. програм надавати на телевізійні екрани та інші зовнішні пристрої ОС інформацію про чергу задач, які чекають на обслуговування, про стан системи, виключаючи показ масивів даних про події в системі за задані проміжки часу (години, доба тощо) і т. ін. За допомогою О. р. м. о. здійснюється прогнозування стану ОС, підключання нових абонентів до системи, ведення автомат. контроль і облік використання потужностей ОС (у т. ч. фінансові розрахунки ві споживачами машинного часу) тощо.

Вибираючи О. р. м. о., необхідно обґрунтувати доцільність індивідуального чи колективного способів користування ЕОМ. ЕОМ індивідуального користування (як правило, середньої потужності) за певних умов (коля, напр., її потужності не вистачає) може перетворюватися на процесор периферійного обладнання якоїсь іншої, потужнішої машини колективного користування. Периферійні процесори повинні мати розвинені логіч. можливості, які дають їм змогу легко зв'язуватися з центральною ЕОМ, а також такими обчисл. потужностями, за допомогою яких можна виконати більшість завдань користувача. При виборі О. р. м. о. позначається й спосіб взаємозв'язку людини з машиною в процесі роботи. Розрізняють два режими роботи користувача з ЕОМ: пакетну обробку даних і діалогов режим. Перший спосіб передбачає незалежність роботи ЕОМ від споживача весь час, поки виконується завдання (пакет); другий, навпаки, — сумісну роботу машини й споживача. Проблема вибору способу використання ЕОМ та режиму роботи з нею споживача є однією з центральних при розробці О. р. м. о. Істотно значення при її розв'язуванні мають питання вартості провадження обчислень (вартість зв'язку периферійного процесора з центр. машиною, вартість периферійного обладнання тощо) при тому чи іншому методі організації обчислювань.

Колективний спосіб використання ЕОМ, як правило, передбачає її роботу в режимі розподілу часу. ОС колективного користування являють собою єдиність таких компонентів: 1) комплексованих ЕОМ, які сполучають з лініями зв'язку, 2) ліній зв'язку (включаючи апаратуру передавання даних), 3) кінцевої частини обладнання для введення й виведення інформації. Робота таких ОС базується на використанні великого обсягу матем. забезпечення. Центр. ланкою математичного забезпечення ЦОМ та ОС колективного користування є складні операційні системи, які дають змогу організувати оптимальне використання осн. пристроїв ЕОМ чи ОС, контролювати правильність їхньої роботи, провадити діагностику несправностей ЦОМ окремих компонент систем тощо. Створення операційних систем є одним з центр. завдань розробки О. р. м. о. Практика використання їх для ОС, які працюють у режимі розподілу часу, показала, що асист. можуть істотно підвищити ефективність обчисл. техніки. Вдосконалення операційних систем пов'язано з необхідністю

провадити трудомісткі й складні дослідні роботи. На практиці часто використовують різні методи моделювання, зокрема, методи, що ґрунтуються на застосуванні методів масового обслуговування теорії.

В обчисл. процесі можна виділити такі самостійні етапи, як підготовка даних, програмування, налагодження програм і лічба. Щоб провадити роботи на кожному з цих етапів, розробляють специфічні методи. Природно, що кожен з перелічених етапів впливає на ефективність проведення обчисл. робіт в ОЦ. Якою мірою це впливає на вибір О. р. м. о., точно визначити неможливо, у зв'язку з чим побудова автоматизованих систем збирання й обробки статистичних даних про параметри обчисл. процесу є актуальною проблемою при розробленні О. р. м. о., розв'язання якої дає змогу об'єктивно обирати опт. методи й форми організації. Розробка О. р. м. о. у великих ОЦ привела до необхідності створювати моделі функціонування обчисл. процесів, автоматизованих систем керування ОЦ тощо. До таких систем керування слід віднести різні інформаційно-довідкові системи, плануючі системи та інші засоби матем. забезпечення, які дозволяють планувати машинний час, здійснювати автоматизований облік використання окремих його служб, формалізувати процес госп. розрахунку ОЦ з замовниками, нагромаджувати інформацію про функціонування окремих елементів обчисл. процесу й обробляти її. Складним завданням є розробка О. р. м. о. при розв'язуванні проблем ефективного використання ресурсів ОС. Прикладом таких проблем може бути проблема побудови великих систем ієрархічної пам'яті (банків даних), а також методів швидкого звертання до неї, яка викликає при організації систем загальнодержавного масштабу. Одним з осн. завдань, що виникають при користуванні такою пам'яттю, є розробка оптимальних стратегій звертання машин до цієї пам'яті та створення операційних систем, які дозволяють організувати обслуговування ієрархічної пам'яттю багатьох процесорів за мінім. час. Природно, що банки даних повинні мати свій керуючий процесор, а кожен процесор у швидкодіючих системах повинен мати надоперативну пам'ять. Розробка ефективних О. р. м. о. часто пов'язана з необхідністю розв'язувати складні багатоваріантні задачі. Багатоваріантними є, напр., задачі оптимального розміщення різних елементів матем. забезпечення ОС у різних видах її пам'яті, вибір найкращих способів використання пристроїв обчисл. машин залежно від того, як змінюються параметри, які їх характеризують (напр., від надійності цих пристроїв), розробки оптимальних методів обслуговування користувачів ОС при заданому варіанті тех., матем. і кадрового забезпечення обчисл. процесів тощо. Формальна постановка всіх цих задач при різних виборах у кожному конкретному випадку критерію оптимальності показує, що існує велика (а часто й нескінченна) кількість варіантів розв'язуван-

ня їх. Частину цих задач розв'язують за допомогою операційних систем, а частину — будуючи інші види мотом. забезпечення, що їх використовують в обчисл. процесі.

Літ. Глушко В. М. Для універсальних критеріїв ефективності обчислювальних машин. «Доповіді АН УРСР», 1966, № 4. Сергієнко В. В. К вопросу о построении математического обеспечения вычислительного процесса на ЭВМ. «Кибернетика» 1970, № 2. І. В. Сергієнко.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ ЦЕНТРІВ МЕРЕЖІ сукупності зв'язаних лініями передачі інформації обчислювальних центрів (ОЦ) різної потужності і різного призначення, в яких забезпечено високу ефективність використання обчислювальних засобів. Необхідність створити О. ц. м. зумовило те, що крім великих ОЦ, оснащених потужними багатомашинними системами, потрібні й ОЦ малої та середньої потужності для обслуговування окремих, насамперед замкнених за виробничим циклом підприємств, а також наук. і проєктних ін-тів, навчальних закладів та ін. Оскільки не завжди зручно й вигідно мати такі порівняно невеликі ОЦ. Розв'язаність їх неминуче породжує неузгодженість і паралелізм у різних роботах, розпорошення наукових та інженерних кадрів і малоєфективне й неправильне використання обчисл. машин (ОМ). Часто наявні ОМ використовують для розв'язування задач, до яких їх зовсім не пристосовано (напр., пробують розв'язувати великі задачі на малих ОМ або задачі обробки даних — на ОМ з невеликою швидкістю і програмно-технологічними пристроями). Цим і пояснюється необхідність створювати широко розгалужені О. ц. м., у яких можна здійснювати централизоване керування всіма ОЦ під час проведення робіт, пов'язаних із впровадженням у нар. г-во матем. методів і засобів обчислювальної техніки, зі створенням бібліотек алгоритмів і стандартних програм та ін. Кожен з ОЦ, які входять до О. ц. м., можна підключати через систему зв'язку до іншого ОЦ й одержувати потрібну допомогу для розв'язування своїх задач: необхідні алгоритми і програми або обчисл. потужності, яких йому не вистачає для своєчасного розв'язування задач. Крім того, О. ц. м. дають можливість обробляти інформацію для будь-яких підприємств та організацій, які не мають обчисл. устаткування, обмінюватися досвідом між окремими ланками мережі та ін. Таким чином, О. ц. м. якісно нова, найдосконаліша в організаційно-структурному плані форма використання обчисл. техніки.

О. ц. м. можуть бути універсальними і спеціалізованими. Універсальні О. ц. м. призначено для розв'язування задач найширшого кола, такою є, напр., мережа створена фірмою «Форд мотор компані» (США). Центр. ядром її є комплекс ОМ, призначений для розв'язування наук., інж. та екон. задач, задач керування, навчання та ін. Використовуючи звичайну телефонну мережу, цей комплекс обслуговує понад 150 абонентів — ОМ, обчисл. систем і терміналів (віддалених пуль-

тів користувачів) — і в США, і за кордоном. Обчисл. потужностями комплексу можуть користуватися не тільки працівники самої фірми, а й учні та інженери інших організацій (за умови, що їхні роботи узгоджуються з інтересами фірми). Спеціалізовані О. ц. м. використовують для розв'язування особливо важливих специфічних задач. У США, напр., таку мережу ОЦ побудовано для керування польотами космічних кораблів з людиною на борту. До цієї О. ц. м. входять: 1) ОЦ в Годдардському центрі космічних польотів, оснащений системою з трьох машин «IBM-7094», 2) ОЦ в центрі керування на мисі Кеннеді (Канаверал), оснащений спеціалізованою ОМ та машиною «IBM-7090», і 3) ОЦ в центрі керування на Бермудських о-вах, оснащений машиною «IBM-709». Спеціалізовані О. ц. м. можуть бути й частиною універсальної мережі.

Будівництво універсальних галузевих О. ц. м. і спеціалізованих мереж і подальше об'єднання їх з одним з регіональних шляхів створення єдиної державної мережі ОЦ (ЄДМОЦ). Така система дає можливість оптимально навантажувати засоби обчисл. техніки, які перебувають в експлуатації, забезпечувати резервування необхідних потужностей, віднаходити економ. ефективність роботи устаткування, планомірно розподіляти обчисл. засоби та ін. ЄДМОЦ — це найвища організаційна форма використання ОМ. Роботи над створенням ЄДМОЦ проводяться і в СРСР, і за кордоном. Так, наприклад, в Англії будують О. ц. м., основу на об'єднанні великих регіональних ОЦ, кожний з яких обслуговуватиме споживачів свого району.

Досконалішою є така організація О. ц. м., коли об'єднані ОЦ і окремі ОМ утворюють ієрархічну структуру. Тут виділяють такі осн. організаційно-структурні форми: вузлові й периферійні ОЦ., обчисл. пункти (ОП) та віддалені пульти користувачів (ВПК) (д. м. між с. 376—377).

Вузлові ОЦ призначено для обслуговування великих районів або великих наук. і наук.-виробничих об'єднань (напр. республіканських академій наук); як правило, їх оснащують потужними різноманітними ОМ, які працюють автономно, або об'єднаними в комплекс (див. *Комплексування машин*). Розвинуте матем. оснащення, до якого входять багато *трисалторів* та інтерпретаторів з алгоритмічними мов. різних рівнів, великі бібліотеки осн. і типових програм та гнучкі операційні системи повинні забезпечити потенційну можливість рівноєфективного розв'язування будь-яких задач програми яких надходять до вузових ОЦ. Істотна відмінність лишається тільки між задачами, які розв'язують за готовими програмами, і задачами, для розв'язування яких потрібен діалог між людиною і ОМ — розробка або вибір алгоритму, відладка програм, задачі навчання та ін. (див. *Діалоговий режим*). Відповідно до цих двох груп задач треба, щоб на машинах вузових ОЦ було реа-

лізовано режим пакетної обробки й режим розподілу часу. Лінії зв'язку, що з'єднують між собою окремі вузлові ОЦ, дають можливість оперативно перерозподіляти задачі в разі перевантаження одного з них. При цьому треба, щоб кожний вузловий ОЦ мав власну систему диспетчеризації, яка здійснює розподіл та відносне завантаження устаткування вхідним потоком задач, керує первинною і осн. обробкою вхідних даних і програм, які надходять від зовнішніх джерел інформації (ОП і ВПК), та обміном інформацією з периферійними ОЦ, ОП і ВПК.

Периферійні ОЦ призначено для обслуговування великих організацій з певним колом розв'язуваних задач, і це зумовлює функціональну спеціалізацію обчисл. засобів, якими ці ОЦ оснащують, — однорідних обчисл. систем і великих ОМ. А ті задачі, які неефективно розв'язувати наявними обчисл. засобами, передають до вузових ОЦ. Так само роблять і тоді, коли потужність периферійних ОЦ недостатня для того, щоб справитися з розв'язуванням усіх задач до потрібного строку. Залежно від змісту розв'язуваних задач та від потреб організацій, у периферійних ОЦ можна реалізувати або тільки режим пакетної обробки, або разом з ним і режим розподілу часу. В останньому випадку периферійний ОЦ може обслуговувати кілька близько розміщених ОП і ВПК.

Обчислювальні пункти призначено для розв'язування задач у проектних, конструкторських і науково-дослідних ін-тах. Їх можна організовувати і в деяких відділах установ, де є периферійний ОЦ або навіть вузловий ОЦ. Оснащують їх малими ОМ (напр., класу «МІР») і зв'язують лініями передачі інформації з найближчими периферійними ОЦ або вузовими ОЦ. Усі задачі розв'язуються в ОП в однопрограмному режимі. Оскільки обчисл. потужність машин ОП невелика, на них розв'язують невеликі за обсягом задачі, для великих задач роблять лише первинну обробку інформації, а розв'язують їх у вузовому ОЦ (або в периферійному ОЦ). ВПК використовують у великих організаціях, які не мають можливості придбати обчислювальні машини. Крім того, як і ОП, їх можна встановлювати в деяких відділах більших орг-цій. Власної обчисл. потужності ВПК не мають, через те всі без винятку задачі доводиться передавати для розв'язування до найближчого периферійного або вузового ОЦ. Певний тип ВПК й набір зовнішнього устаткування, яким їх комплектують, вибирають відповідно до конкретних умов, зокрема, характеристик і типу розв'язуваних за їхньою допомогою задач.

Одночасно з розробкою О. ц. м. треба створювати й систему математичного забезпечення їх (див. *Математичне забезпечення ЦОМ*). Особливу увагу слід приділяти виборів вхідних мов, набір яких повинен бути єдиним насамперед для всіх вузових ОЦ. Вхідні мови для нижчих ланок О. ц. м. (периферійних ОЦ, ОП і ВПК) з відповідними трансля-

торами або інтерпретаторами вибирають уже з загального набору вхідних мов вузових обчислювальних центрів залежно від характеристик розв'язуваних на цих ланках задач. Так само треба вибрати й бібліотеки осн. і типових програм.

Лім Голубев-Новожилов Ю. С. Многомашинные комплексы вычислительных средств. М., 1967 [бібл. гр. 403 415] Глушков В. М. [та ін.] Некоторые основные направления развития цифровой вычислительной техники. М. 1970 [бібл. огр. с. 21 94], Глушков В. М. [та ін.], Челомов С. Вычислительная техника. К. 1971 [бібл. огр. с. 284 391]. Н. І. Терещук.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНІ СЕРЕДОВИЩА — набір програмних автоматів з програмованою структурою, які складаються з однакових і однотипно з'єднаних один з одним універсальних елементів, що програмово настраюються сигналами ззовні на виконання будь-якої з повного набору логічних функцій. Функції пам'яті й функції з'єднування зі своїми сусідами, О. с. призначаються як конструкційно технологічна основа побудови однорідних обчислювальних систем, універсальних і спеціалізованих машин, різних цифрових пристроїв обчислювальної техніки й технічної кібернетики. О. с. при одній і тій самій фіз. реалізації шляхом програмного настроювання його елементів дає змогу створювати залежно від шматку універсальну або спеціалізовану машину й розв'язувати задачу заданим або програми, або структурної моделі, з який для виконання кожної операції відіохяться свій структурний блок.

О. с. — це один з перспективних напрямів обчисл. техніки й тех. кібернетики. Близькими до напрямку О. с. є роботи в галузі клітинних структур. В основу побудови О. с. покладено такі принципи: 1) **однорідність** — усі елементи однакові й однотипно з'єднані один з одним; 2) **близькість** — всі елементи з'єднані тільки з найближчими елементами, передавання сигналів між віддаленими елементами йде через проміжні; 3) **універсальність** — кожен елемент реалізує повний набір логічних функцій, функцію пам'яті (затримки) й повний набір функцій з'єднування; 4) **програмне настроювання** — кожен елемент може настроюватися на виконання однієї функції за сигналами настроювання ззовні й зберігати такий стан до подання наступного сигналу настроювання.

В О. с. можна реалізувати будь-який автомат скінченний. Якщо припустити необмежене нагромадження середовища, то в ньому реалізуватимуться потенційно автоматизовані нескінченні, Неймана — Черча автомати, а також *автомати зростаючі*. До над О. с. слід віднести те, що при реалізації скінченних автоматів у такому середовищі, порівняно зі звичайними способами реалізації їх, витрачається в $\log_2 M$ разів більше елементів (де M — число елементів при реалізації автомата логічною сіткою).

При розробці О. с. виділяються дві проблеми: синтез автоматів у середовищах і фізико-технологічні основи побудови середо-

вищ. До розв'язування першої проблеми виваляються кілька підходів: відображення *сіток логічних* у середовищі з шкороистанням верхніх етапів синтезу звичайних автоматів, використання системи наскрізного проектування обчислювальних машин з урахуванням особливостей середовища і метода автомат. синтезу автоматів у середовищах з урахуванням надійності.

Фіз. реалізація О. с. не становить великих труднощів, їх можна реалізувати на основі рідких фіз. явищ. Найперспективнішим є створення середовища на криотронах, МОН-структурах (МОН — назва елемента метал — окисел — напівпровідник) і плівкових електростатичних реле в поєднанні з МОН-структурами. Найбільші труднощі становить розробка технології масового виробництва елементів. Тому О. с. будуть, враховуючи вимоги технології, О. с. — це ідеальна структура, максимально пристосована для безперервного автоматизованого процесу виготовлення. Окремий етап з'єднання елементів у середовищі може й не бути з'єднання здійснюється в процесі виробництва. Проста структура елементів, відсутність потреби виготовляти окремі елементи з відповідними виводами дає змогу розглядати середовище як один технологічний елемент, для виробу якого використовують невелике число технологічних операцій у безперервному процесі. З цього погляду виготовлення середовища схоже на процес масового виробництва тканини чи паперу. А створення в середовищі потрібних машин для розв'язування кожної окремої задачі або класу задач відбувається вже після виготовлення її за допомогою програмного пристроювання елементів і зв'язків між ними.

О. с. дають змогу створювати машини з програмованою структурою які характеризуються універсальністю й високою гнучкістю структури, економічністю, живучістю й надійністю та високою продуктивністю.

Літ. Еренс в. 1) В. О. микроструктура элементарных машин вычислительных систем. В кн. Вычислительные системы в. Новосибирск, 1962. Еренс в. 2) Я. Носарев Ю. Г. Однородные универсальные вычислительные системы высокой производительности. Новосибирск, 1966 [6] в. огр. с. 295-303; Прагматизм Х. В. [и др.]. Микроэлектроника и однородные структуры для построения логических и вычислительных устройств М., 1967 [6] в. огр. с. 224-226; Пухов Г. К., Воронков В. А. Аналоговые и цифровые вычислительные системы. Труды симпозиума, Новосибирск, 1967, Кадеев А. В. Алгоритмы вычислительных структур, состоящих из цифровых интеграторов. В кн. Вычислительные системы Труды Всесоюзной конференции в. 1 Новосибирск 1966.

Е. В. Беренко

ОБЧИСЛЮВАЛЬНОГО АЛГОРИТМУ ЗБІЖНІСТЬ — властивість обчислювального алгоритму, яка вказує на потенціальну можливість розв'язування певної задачі розглядуваним алгоритмом з якою завгодно малою похибкою, коли параметри алгоритму набувають якусь нескінченну послідовність значень. Формалізоване визначення О. а. з. дано в ст. *Похибка обчислювань теорія*.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНОГО АЛГОРИТМУ ПОХИБКА — див. *Похибка обчислювань теорія*. **ОБЧИСЛЮВАННЯ ЗА РЕАЛЬНИЙ ЧАС** на автоматах — обчислювання, при яких автомат дає результат за час, потрібний для подання на його вхід значення аргумента. Прикладом таких обчислювань можуть бути обчислювання на автоматах *сінхронних*. Формальний опис О. з. р. ч. найзручніше дати в термінах обчислювання операторів (див. *Поведінка автоматів*). Нехай оператор O відображає m -ту нескінченну послідовність у вхідному алфавіті X у m -ту нескінченну послідовність у вихідному алфавіті Y . Кажуть, що автомат A обчислює за реальний час оператор O , якщо A на m -ту такт ($m = 1, 2, \dots$), одержує на вхід $x(m) \in X$, видає на вихід $y(m) \in Y$, де $y(1) \dots y(n) \dots$ є результатом застосування O до $x(1) \dots x(n) \dots$. Клас операторів, обчислених за реальний час, не вичерпується скінченноавтоматними операторами. Прикладом нескінченноавтоматного оператора, який можна обчислювати на багатострічковій Тьюрінгівській машині за реальний час, є оператор розпізнавання симетрії. Він відображає довільну двійкову послідовність $x(1) \dots x(n) \dots$ у таку двійкову послідовність $y(1) \dots y(n) \dots$, що $y(n) = 1$ тоді й тільки тоді, коли $x(1) \dots x(n)$ — симетричне слово (тобто $x(i+1) = x(n-i)$ для всіх $i = 0, \dots, n-1$). Відомо, що оператор розпізнавання симетрії не обчислюється за реальний час на однострічкових машинах Тьюрінга. Прикладом нескінченноавтоматного оператора, обчисленого за реальний час на автоматах *ітеративних*, є оператор множення, що відображає кожну пару послідовностей $\{x(1) \dots x(n) \dots, x'(1) \dots x'(n) \dots\}$ у послідовність $y(1) \dots y(n) \dots$, де $y(n) = \dots, y(1) =$ перші n розрядів добутку чисел $x(n) \dots x(1)$ та $x'(n) \dots x'(1)$. У теорії О. з. р. ч. найбільший інтерес становить вивчення класів операторів, обчислених за реальний час на автоматах того чи іншого типу. Оператори, обчислені за реальний час при будь-якій відомій концепції автомата, є обчисленими операторами без зазвичай. Але не навпаки. Більше того, для багатьох досить широких класів автоматів клас операторів, обчислених за реальний час, є досить вузьким, у ньому немає багатьох природно визначуваних операторів.

Наведемо деякі результати порівняння (за типом обчислювальних автоматів) класів операторів, обчислених за реальний час. 1) Існує оператор, обчислений за реальний час на двострічковій машині Тьюрінга й не обчислений за реальний час ні на якій однострічковій машині Тьюрінга; 2) для будь-якого $n \geq 2$ існує оператор, обчислений за реальний час на n -вимірному ітеративному автоматі й не обчислений за реальний час ні на якому $(n-1)$ -вимірному ітеративному автоматі; 3) класи операторів, обчислених за реальний час на багатоголовкових і на багатострічкових машинах Тьюрінга, збігаються. Результати 1)–3) природно переінтерпретують.

уються в термінах обчислювання предикатів. Важливу інтерпретацію в термінах породжування послідовностей допускають оператори з унарним входним алфавітом $\{t\}$. Кажуть, що нескінченну послідовність β породжує за реальний час автомат \mathcal{M} , якщо оператор, який відображає послідовність $111\dots 1$ в β , обчислений за реальний час на \mathcal{M} . Нехай до того ж β — двійкова послідовність, у якій є нескінченна кількість символів 1. $\beta = \beta_1\beta_2\dots\beta_m\dots$ пов'язується монотонно зростаючою функцією $f(n)$ така, що $f(n) = m$ тоді й тільки тоді, коли β_m є n -те входження символу 1 в β . В цьому разі кажуть, що функція $f(n)$ обчислена за реальний час на \mathcal{M} . Інакше кажучи, розглядають автомат \mathcal{M} , що видає (двійкову) послідовність, і $f(n)$ приймають за рівню з номером такту, в якому виробляється n -а одиниця. Напр., $\beta = 1001\dots 10.01\dots$ ($k = 1, 2, \dots$) пов'язу-

ється функцією $f(n) = n^k$, обчислення за реальний час на однострічковій машині Тьюрінга. Наведемо основні результати, пов'язані з породжуванням послідовностей та обчислюванням функцій за реальний час: (1) для будь-якого $k = 1, 2, \dots$ існує послідовність, породжувана за реальний час машиною Мінського в $k+1$ стрічках; (2) існує послідовність, яку за реальний час може породити однострічкова машина Тьюрінга і не може породити за реальний час ніяка машина Мінського; (3) клас функцій, обчислених за реальний час на машинах Мінського, містить усі поліноми, степеневі функції e^n (e — стала), всі замкнені відносно операції додавання, множення, суперпозиції та піднесення до степеня; (4) клас функцій, обчислених за реальний час на машинах Тьюрінга, містить непримитивно-рекурсивні функції й замкнений відносно операцій, перелічених у (3); (5) існує монотонно-зростаюча примитивно-рекурсивна функція, не обчислена за реальний час на машинах Тьюрінга.

Лит., Фрейвад Р. Складність розпізнавання скиметричних машин Тьюрінга з взломом «Алгебра логіки. Семінар», 1965, т. 4, в. 1. Барзіль Я. М. Високі швидкості в повесенні автоматів. Доклади АН СРСР, 1963, т. 160, № 2. Фішер П. М. Прогнозування к. безкінечних автоматів. В кн. Гибридный компьютер. Сборник. Новая серия, в. 5. М. 1968. Fischer P. C. Meyer A. H. Rosenberg A. L. Time-restricted sequence generation. «Journal of the computer and system sciences», 1970, v. 4, № 1. М. К. Баєв, В. О. Непомнящий.

ОДИНИЦІ КІЛЬКОСТІ ІНФОРМАЦІЇ — див. Байт, Біт, Інформації кількості.

ОДНОРІДНА СІТКОВА ЗАДАЧА — те саме, що й сіткова задача.

ОДНОТОЧКОВА КРАПОВА ЗАДАЧА — крапкова задача для однозмірної диференціального або інтегро-диференціального рівняння, в якій одну або кілька крайових умов задано в одній точці. О. ж. з. зводиться до задачі Коші.

ОПЕРАТИВНЕ КЕРУВАННЯ — див. Диспетчерського управління автоматизація.

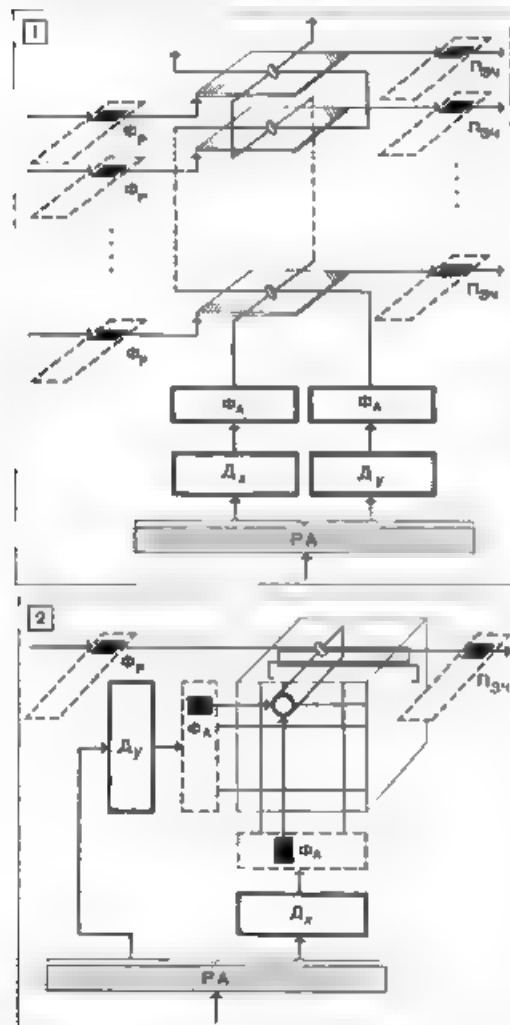
ОПЕРАТИВНИЙ ЗАПАМ'ЯТОВУВАЛЬНИЙ ПРИСТРІЙ (ОЗП) — запам'ятовувальний пристрій (ЗП) цифрової обчислювальної машини (ЦОМ), призначений для записування, зберігання й видавання інформації, яка бере безпосередню участь у процесі виконання операцій, що їх здійснюють арифметичний пристрій і пристрій керування. Записування та зчитування інформації проводиться, як правило, в темпі роботи машини.

Принципово ОЗП можна побудувати на базі ЗП з нагромаджувачем будь-якого типу. Якщо не брати до уваги наявності в машині надоперативних ЗП, призначених для об'єднання функцій кількох *register* арифм. пристрою або пристрою керування та пристроїв для короткочасного зберігання проміжних результатів, то як ОЗП використовують найдужче швидкодіючий ЗП ієрархії, що є в машині. При цьому швидкість ЦОМ великою мірою залежить від швидкості й роботи ОЗП. Її повільніючі ЦОМ в ОЗП на барабани магнітному й навіть на стрічкові машини. Проте для сучасних ЦОМ потрібні ОЗП швидкістю від одиниць до десятків тисяч слів з циклом обігу від одиниць до частот мікросекунд. Тому осн. розробки ОЗП орієнтовано на застосування інтегральних схем і МОП-транзисторів (металево-окисно-напівпровідникові транзистори) та феромагнітних матеріалів (ОЗП з застосуванням феромагнітних матеріалів досі більше поширені). Відомі нагромаджувачі як тонких феромагнітних плівок (плоских і циліндричних) і феритових матеріалів (у них осердя, багатотвірні властиві тощо в цих матеріалах).

Найпоширеніші ОЗП на кільцевих феритових осердях, їх наз. магнітними (МОЗП). Застосування феритових осердь з прикрутеною щільною гістерезису для побудови МОЗП ґрунтуються на властивості матеріалу осердя зберігати один із двох стійких станів величкової намагніченості, що відповідає сигналам «0» або «1», й змінювати його від дії ланки т. з. повного струму (половина його практично не змінює намагніченості). Це дає змогу керувати осердям по двох ортогональних провідниках матриці осердя збіжними сигналами (не змінюючи стану решти). В МОЗП використовують три системи вибирання ($3D$, $2D$, $2\frac{1}{2}D$).

У системі $3D$ (з вибиранням інформації за збігом напівструмів) керування під час записування проводиться по трьох координатах, а осердя, крім того, що зберігає інформацію, здійснює й функції вентилів на 2 входи — під час читання і на 3 входи — під час записування, тобто функції останнього ступеня дешифраторів МОЗП. Матриці запам'ятовувальні з осердями збирають у феритовий куб (мак. 1), причому k -сть матриці визначається k -стю розрядів збережуваного слова, а k -сть осердь у матриці k -стю слів. Код адреси, поданий на регістр адреса (РА), розшифру-

вують дешифратори D_x і D_y , які керують адресними формуувачами (Φ_A) по координатах x та y ; формуувачі (по одному в координаті), збуджують, видають двополярні напівструми. Ті ж напівструми, що в певних вузлах матриць збігаються в часі, переманічують осердя, що в цих вузлах. Підсилювачі зчитування ($\Pi_{\text{зч}}$) збільшують ерс, яка наводиться в апімних шинах, і сигнали коду числа видаються в машину й на входи розрядних формуувачів для поновлювання зруйнованої інформації.



1. Операційний запам'ятовувальний пристрій системи 3D.
2. Операційний запам'ятовувальний пристрій системи 2D.

ції. Поновлювання попередньої чи записування нової інформації проводиться в такті «записування», коли Φ_A видають у ті самі шини напівструми протилежної полярності. В шини

заборони розрядів (матриць), де слід записати «0», розрядні формуувачі видають струм заборони.

МОЗП з безпосереднім (лінійним чи прямим) вибиранням інформації (система 2D) характерний тим, що в ньому під час зчитування *волаж'ятовувальні елементи* виконують лише функцію зберігання інформації. Струм вибирання спрямовується по числових шинах до всіх елементів лише вибраного слова. Під час записування струм вибирання взаємодіє зі струмом тих розрядних шин, у розрядах яких слід записати «1». Такий ЗП є системою в двох вимірах (2D) і працює так (мал. 2). Код адреси, встановлений на регістрі адреси (РА), розшифровують дешифратори D_x і D_y , виходами яких є відповідні адресні формуувачі Φ_A . По кожній координаті збуджується по одному такому формуувачу. В точці перетину шин збуджених Φ_A вентилів у матриці (к-сть їх дорівнює к-сті слів, яку можна запам'ятовувати в ЗП) збуджується лише один вентиль і виробляє струм вибирання, якого досить для переманічування осердь. Коли осердя намагнітяться, в розрядній шині зчитування, що проходить через усі осердя цього розряду, наводиться ерс, а підсилювач зчитування ($\Pi_{\text{зч}}$) збільшує її. В такті записування по числовій шині пропускається струм вибирання протилежної полярності, недостатній для переманічування осердь. У тих розрядах, де слід записати «1», до струму вибирання додається струм від розрядних формуувачів Φ_r , на які надходять сигнали коду слова для записування в ім. пристрої машини чи в $\Pi_{\text{зч}}$ під час регенерації.

ЗП системи 3D дешевші, бо в них менше електронної апаратури, а в ЗП системи 2D більша швидкодія — завдяки здатності цієї системи переманічувати осердя струмом, який набагато перевищує порогову величину. Спроби створити ЗП, які мали б позитивні якості обох систем, привели до розробки системи $2\frac{1}{2}D$, яка є компромісним варіантом між зга-

даними системами. Система $2\frac{1}{2}D$ відрізняється від систем з адресними або розрядними координатами тим, що в ній координата x — адресна, а y — комбінована (адресно-розрядна). Вибірання числа в ній при зчитуванні ґрунтується на збігу напівструмів (як у системі 3D). Записування також відбувається внаслідок збігу напівструмів, але без використання струму заборони (як у системі 2D). Реалізують цю систему так (мал. 3), що шина вибирання по координаті x проходить через усі розрядні матриці, а шини вибирання по другій координаті — лише через одну матрицю, причому к-сть матриць кратна к-сті розрядів. Під час вибирання по другій координаті збуджуються не всі шини вибирання, а лише ті, що обслуговують одну з груп (у групі — p розрядів), яку визначає код адреси. Таким чином, код адреси, встановлений на

будь-якого лінійного функціоналу $f \in X^*$ буде $f(x_n) \rightarrow f(x_0)$, $n \rightarrow \infty$, то кажуть, що послідовність $x_n \in X$ слабо збігається до елемента $x_0 \in X$. Якщо X — гільбертів простір, то $X^* = X$ і $f(x) = (f, x)$, де $f \in X$, (\cdot, \cdot) — знак скалярного добутку X . Нехай дано $O, A \in (X \rightarrow Y)$. У випадку гільбертових просторів X та Y , $O, A^* \in (Y \rightarrow X)$, що задовольняє співвідношення $(y, Ax) = (A^*y, x)$ для всіх $x \in X, y \in Y$, наз. *спряженими* в O, A, O, A^* для якого $R(A)$ — замкнена множина, тобто $R(A)$ містить усі свої граничні елементи, наз. *нормальною* в O, A , що відображає будь-яку обмежену множину в компактну множину, наз. *цілком неперервним*.

Проілюструємо ці поняття на прикладі лінійного інтегрального $O, Ax = \int_0^1 k(t, s) x(s) ds$.

Якщо $k(t, s)$ — ф-ція, неперервна в квадраті $0 \leq t, s \leq 1$, то A — лінійний обмежений цілком неперервний по обов'язково нормально розв'язаний O , що відображає простір $C([0, 1])$ в себе, причому $\|A\| = \max_{t,s} |k(t, s)|$.

Якщо $k(t, s)$ — підсумована в квадраті $0 \leq t, s \leq 1$ ф-ція, тобто $\int_0^1 \int_0^1 |k(t, s)|^2 ds dt < \infty$, то A — лінійний обмежений цілком неперервний O , що відображає простір $L_2([0, 1])$ в себе, причому $\|A\| = \left(\int_0^1 \int_0^1 |k(t, s)|^2 ds dt \right)^{1/2}$. У випадку гільбертового простору $L_2([0, 1])$ спряжений оператор A^* визначається рівністю $A^*x = \int_0^1 \overline{k(s, t)} x(s) ds$

(знак означає комплексно спряжену величину).

2) O у програмуванні — допустимий у даній мові програмування припис для задавання певного кроку процесу обробки інформації на ЦОМ. Типовими в програмуванні є: O присвоювання, які задають початкове чи нове значення змінним; O переходу, що визначають порядок виконання O програми; O циклу, що визначають множину значень деякого параметра (керуючої змінної) та приписують повторне виконання деякої сукупності дій (керуваного O) на цих значеннях параметра; O процедури; O введення — виведення та ін.

Лит.: Люстерник Л. А., Соболев В. Н. Элементы функционального анализа. М., 1965 (бібліогр. с. 512—513); Колхаг Л. Функциональный анализ и вычислительная математика. Пер. с нем. М., 1969 (бібліогр. с. 422—431).

В. В. Іванов, К. Л. Юрченко.

ОПЕРАТОР АВТОМАТИКИ — оператор, що реалізується в якомусь ініціальному автоматі $A = \langle X, Q, Y, \Phi, \Psi, \theta \rangle$. O а. т. є словарним оператором, який переробляє слова (скінченні чи нескінченні) у вихідному алфавіті

X на слова у вихідному алфавіті Y ($y = Tx$; $x = x(1) \dots x(n)$; $y = y(1) \dots y(n)$). O а. визначають рекурентними співвідношеннями: $q(1) = q_0$; $q(t+1) = \Psi[q(t), x(t)]$; $y(t) = \Phi[q(t), x(t)]$. Він, очевидно, визначений на множині всіх слів алфавіту X , якщо автомат A є всюди визначеним, і визначений на якійсь його підмножині, якщо A — автомат частковий. З означення O а. випливає, що він задовольняє такі властивості: 1) якщо $y = Tx$, то x і y — слова однакової довжини; 2) якщо T визначений на словах x, x' і в них початкові відрізки довжини n збігаються, тобто $x(1) = x'(1), \dots, x(n) = x'(n)$, то і в Tx і Tx' збігаються початкові відрізки довжини n ; 3) якщо T визначений на слові x , то він визначений на всякому початковому відрізку слова x . Словарні оператори, для яких виконуються умови 1) — 3), наз. операторами без передбачення, детермінованими операторами, або O а. Ця остання назва зумовлена тим, що будь-який оператор без передбачення можна реалізувати в підходящому автоматі ініціальному. Отже, визначаючи O а., по суті, з'ясовують питання про те, які обчислення можна здійснити на автоматах. Окремими випадками O а. є константний оператор, що переробляє будь-яку нескінченну послідовність вхідних букв на певну фіксовану послідовність вихідних букв, і істиннісний оператор, для якого існує відображення $\varphi: X \rightarrow Y$, таке, що $y(t) = \varphi(x(t))$ для будь-якого t . Константні та істиннісні оператори реалізуються, відповідно, в автоматах автономних і автоматах без пам'яті.

Введемо ряд характеристик операторів. Надалі під операторами розумітимемо всюди визначені O а. Оператор T_1 наз. *взаємно повним* оператором оператора T_2 , що відповідає вхідному слову p , якщо T_1 і T_2 пов'язані так. Для того, щоб знайти T_1x , складають слово px і до нього застосовують оператор T_2 . В одержаному слові $T_2(px)$ відкидають початковий відрізок, що дорівнює довжині слова p , і тоді залишок дорівнює T_1x . Оператори T_1 і T_2 наз. *k-розрізнюваними*, якщо буде знайдено таке слово x довжини $\leq k$, що $T_1x \neq T_2x$, й розрізнюваними, якщо буде знайдено таке слово x (довільної довжини), що $T_1x \neq T_2x$. В агою (пам'яттю) оператора наз. максимальне число його попарно розрізнюваних залишків операторів. Величина ваги проявляється, наприклад, у такому простому твердженні: оператор з вагою k переробляє будь-яке нескінченне періодичне слово з періодом ω на (мішано) періодичне слово з періодом $\omega' \leq k \cdot \omega$. Оператори зі скінченною пам'яттю наз. *обмежено детермінованими*, або *скінченно автоматними* операторами. Вони й лише вони реалізуються в автоматах скінченних. Спектром розрізнюваності T наз. ф-цію $E_T(k)$, яка дорівнює (для кожного k) макс. числу попарно k -розрізнюваних залишкових опе-

раторів оператора T . Спектром досяжності T наз. ф-цію $D_T(k)$, яка дорівнює макс. числу слів довжини $\leq k$, таких, що відповідні їм залишкові оператори взаємно розрізнявані.

Для автоматів введено споріднені поняття: ступінь розрізняваності $E_A(k)$ і ступінь досяжності $D_A(k)$ автомата A . Якщо автомат A реалізує оператор T , то $D_A(k) \geq D_T(k)$ і $E_A(k) \geq E_T(k)$. Цей факт можна використати, напри., щоб довести, що даний О. а. не можна реалізувати ніяким автоматом цього класу автоматів.

Ряд ін. параметрів операторів (і автоматів) — ступінь розрізняваності, ступінь досяжності, ступінь відновлення та ін., характеризують поведінку автоматів, і їх використовують для абстрактного синтезу автоматів, автоматів мінімізації (див. *Мінімізація числа станів автомата*) та ін. задач абстрактної теорії автоматів. Див. також *Алгебрична теорія автоматів*.

Лит. Трахтевброт В. А., Вардицький Я. М. *Нисечные автоматы* (Понятие и синтез). М., 1970 (Бібліот. с. 289—295).

М. І. Крайнюк.

ОПЕРАТОР ЕЛЕМЕНТАРНИЙ — перемикальна функція одного чи кількох аргументів, яка реалізує одну з операцій алгебри булевих. Синтезуючи схеми дискретних пристроїв, використовують функціонально повні системи О. е. Прикладами широко застосовуваних систем О. е. є: $\{1 - \text{АБО} - \text{НЕ}\}$, $\{1 - \text{НЕ}\}$, $\{\text{АБО} - \text{НЕ}\}$ тощо. З кожною системою О. е. можна виставити множину систем елементарних операторів (див. *Елементарна структура ЦОМ*).

В. М. Кошляк.

ОПЕРАТОР ЕЛЕМЕНТНИЙ — перемикальна функція одного або кількох аргументів, яку реалізує елемент ЦОМ. Розрізняють О. е. комбінаційні й запам'ятовувальні. Комбінаційні О. е. являють собою базисні перемикальні функції. Застосовуючи до них операції суперпозиції та підстановки можна одержати довільну перемикальну ф-цію. Запам'ятовувальні О. е. — це перемикальні ф-ції, що їх реалізують тригери (див. *Елементарна структура ЦОМ*).

В. М. Кошляк.

ОПЕРАТОР ЗАТРИМКИ — оператор, за допомогою якого здійснюється часове затримка інформаційних сигналів дискретних пристроїв на фіксований час. Включення О. з. як операції до значущої алгебри перемикальних функцій дає змогу одержати апарат для описування схем з запізненням. О. з. технічно реалізується або радіотех. засобами (на лініях затримки), або за допомогою запам'ятовувальних елементів, якими керують спеціальними сигналами (див. *Часові перемикальні функції*, *Елементарна структура ЦОМ*).

В. М. Кошляк.

ОПЕРАТОР ПРИСВОЮВАННЯ — один з основних операторів у мові програмування, призначений для задавання або змінювання значень одній чи кількох змінних.

ОПЕРАТОРИ ЛІНІЙНІ, лінійні перетворення — відображення A лінійного простору V в себе, що мають властивість лінійності, тобто $(\alpha x + \beta y)A = \alpha(x)A + \beta(y)A$ для всіх $x, y \in V$ і $\alpha, \beta \in K$ (пишемо знак відображення A праворуч $(x)A$ — образ вектора x при відображенні A). В разі скінченновимірного простору V розмірності n і при базисі e_1, e_2, \dots, e_n для V О. л. однозначно описуються квадратними матрицями порядку n з елементом з поля скалярів. А саме: О. л. A віставляється матриця $A = (a_{ij})$, i -й рядок якої складається з координат у базисі e_1, e_2, \dots, e_n образу $(e_i)A$ i -го базисного вектора e_i : $(e_i)A = \sum_{j=1}^n a_{ij} e_j$. Матриця A наз. матрицею О. л.

A в базисі e_1, e_2, \dots, e_n . В разі нескінченновимірних, топологічних і функціональних просторів представлення О. л. матрицями узагальнюються запровадженням нескінченних матриць різного типу. Прикладами О. л. є тотожний оператор I , що переводить усякий вектор x в V в себе: $(x)I = x$; нульовий оператор O , що переводить усі вектори $x \in V$ в нульовий вектор: $(x)O = 0$. Узагальненнями цих прикладів є поняття скалярного О. л., що помножує всі вектори на один і той самий скаляр λ . Такий скалярний О. л. позначається λI . В довільному базисі йому відповідає діагональна матриця λE , всі діагональні елементи якої дорівнюють λ . Ін. прикладом О. л. є проєкції (або проєктори). Під цим розуміють О. л., які в деякому базисі e_1, e_2, \dots, e_n переводять деякі базисні вектори в самих себе, а решту — в нуль-вектор. Широкий і важливий класом є О. л. скалярного типу. Так наз. ті оператори, які в придатному базисі представляються діагональними матрицями; відповідні базиси складаються з власних векторів.

У сукупності всіх О. л. розглядаються та визначаються операції: множення, додавання і множення на скаляр. 1) Множення. Під добутком AB операторів A та B розуміють оператор, одержуваний послідовним застосуванням спершу оператора A , потім оператора B . Множення асоціативне, загалом кажучи, некомутативне. Добуткові О. л. відповідає добуток їхніх матриць. 2) Додавання. Сума $A + B$ операторів A та B визначається тотожністю $(x)(A + B) = (x)A + (x)B$. 3) Множення на скаляр. Якщо A — О. л. та $\alpha \in K$, то оператор αA визначається тотожністю $(x)(\alpha A) = \alpha((x)A)$ для всіх $x \in V$. Для операції додавання і множення на скаляр О. л. самі утворюють векторний простір.

Ядром оператора A наз. сукупність усіх $x \in V$, для яких $(x)A = 0$. Образом A наз. сукупність усіх $z \in V$, що їх можна представити у вигляді $(y)A = z$. Ядро та образ є підпросторами і позначаються через $\text{Ker}(A)$ і $\text{Im}(A)$ відповідно. Оператор A наз. невідродженим або регулярним, якщо $\text{Ker}(A) =$

$= \{0\}$, $\text{Im } A = V$ (з скінченновимірному випадку однієї з умов досить). Регулярний оператор A має обернений оператор A^{-1} такий, що $AA^{-1} = A^{-1}A = E$ і сукупність усіх регулярних операторів утворює групу для множення — так звану повну лінійну групу простору. Підгрупи цієї групи наз. групами лінійних перетворень. В унітарних та евклідових векторних просторах особливу роль відіграють унітарні (відповідно ортогональні) О. л. — це оператори, які зберігають скалярний добуток. М. А. Казушкін.

ОПЕРАТОРНА СХЕМА — аналітична форма подання алгоритму (програми) за допомогою операторів, що діють на деякі елементи (інформації; причому, для кожного оператора відомі об'єкти, які є його аргументами й результатами, та оператори, що можуть виконуватися слідом за ним. Т. ч., О. с. визначається набором операторів, набором елементів інформації та двома типами зв'язків: 1) керуючим, якщо оператор B може виконуватися слідом за оператором A , 2) інформаційним, якщо оператор B сприймає як свій аргумент результат оператора A . Інформаційні зв'язки звичайно вказуються посередньо — за допомогою назв змінних величин, що приймають значення результатів і аргументів операторів.

Керуючі зв'язки можна задавати або в лінійній формі — у вигляді логічних алгоритмів схем (програм), тобто у вигляді добуток операторів, або у графовій за допомогою алгоритмів графових схем (програм), тобто графа, вершинам якого приписані оператори, а ребра означають передачі керування О. с. і в лінійній, і в графовій формі використовуються при автоматизації програмування — у програмуючих програмах і трансляторах. Літ. Ершов А. П. Об операторных схемах над объектами распродельной системы. «Кибернетика», 1968, № 4; Ершов А. П., Липунов А. А. О формализации понятия программы. «Кибернетика», 1967, № 1.

ОПЕРАТОРНИЙ МЕТОД ПРОГРАМУВАННЯ — метод програмування, що ґрунтується на поданні алгоритмів у вигляді операторних схем. Алгоритм розв'язування задачі розбивається на частини, кожна з яких становить самостійний етап переробки інформації. Вважають, що кожен такий етап реалізується за допомогою якогось оператора переробки інформації. Увесь процес розв'язування задачі складається з послідовного виконання таких операторів. При цьому деякі оператори використовуються багато разів при певній зміні деяких параметрів. Про такі оператори кажуть, що вони залежать від параметрів. Порядок виконання операторів може бути жорстко заданий в алгоритмі, а може залежати й від результатів роботи попередніх операторів чи від початкової інформації. Умови, за якими визначають порядок виконання операторів, наз. логічними умовами й зображують їх у вигляді логічних змінних або предикатів.

Повну послідовність операторів і логічних умов, яка визначає увесь процес роз-

в'язування задачі, наз. обчислювальною схемою. Цю схему записують у вигляді добуток операторів і логічних умов. Оператори в схемі позначають великими лат. буквами, а залежність операторів від параметрів — індексами. Добуток операторів записують

так: $A_1 \cdot A_2 \cdot \dots \cdot A_n = \prod_{i=1}^n A_i$. Логічні умови

позначають малими лат. буквами. Предикат записують як ф-цію, аргументом якої є умова, що її перевіряють, напр., $p(a < b)$ або $p(a \in M)$ тощо. Виконання алгоритму починається з крайнього лівого співмножника. Якщо наступним співмножником є оператор, він виконується, і далішим стає співмножником, який стоїть праворуч від нього. Якщо це логічна умова, то вона перевіряється. При виконанні умови наступним стає співмножник, що стоїть праворуч від неї. А якщо логічну умову не виконано, то далішим стає співмножник, позначений стрілкою, що починається біля даної логічної умови (біля початків та кінців стрілок ставлять номери, якими їх ідентифікують).

Напр., порядок виконання операторів в обчисл. схемі

$$\left(\prod_{i=1}^n \prod_{j=1}^m B_{ij} p(i=j) \right) \dagger C \dagger A \quad p(a \in M) \dagger D \dagger P \dots$$

такій:

$$B_{11} C A B_{12} A \dots B_{m1} A B_{m2} C A \dots$$

$$\dots B_{mn} C A \quad \begin{cases} DF \dots, & \text{якщо } a \in M, \\ P \dots, & \text{якщо } a \notin M. \end{cases}$$

Для того, щоб за обчисл. схемою побудувати програму, яка розв'язує задачу на ЦОМ, її треба доповнити спец. операторами керування, які підготовляють пам'ять ЦОМ до виконання наступних операторів і до реалізації передачі керування. Найчастіше оператори керування бувають таких типів: переадресування, відновлення, формування, зміни параметра, перенесення, записання, переключення логічних умов, циркуляції тощо. Розв'язуючи ті чи інші класи задач, виділяють адекватного спец. оператори керування, що дають змогу раціонально здійснити програмну реалізацію задач цього класу. Обчисл. схему, доповнену операторами керування, що дає змогу подати алгоритм у вигляді програми, наз. логічною схемою програми. У межах О. м. н. було побудовано ряд мод. формальних, за допомогою яких можна провадити еквівалентні перетворення схем програм (алгоритмів).

Літ. Липунов А. А. О логических схемах программ «Проблемы кибернетики», 1958, в. 1, Фролов Г. Д., Кравичкий Н. А., Миронов Г. А. Программирование. М., 1968; Гнеденко В. В., Королько В. С., Ющенко Е. Л. Элементы программирования. М., 1963 (библиогр. с. 347-348). Г. П. Базилевський.

ОПЕРАТОРНИХ РІВНЯНЬ СПОСОБИ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ. Багато задач природознавства і техніки зводяться до розв'язування різних класів диференціальних, інтегральних, інтегро-диференціальних та ін. рівнянь. Методи функціонального аналізу дають змогу розглядати ці рівняння як окремі випадки операторних рівнянь у функціональних просторах (див. *Простір абстрактний у функціональному аналізі*), напр., у банахових просторах. Операторні рівняння можна записати у вигляді

$$Ax = y, \quad (1)$$

де A — якийсь лінійний або нелінійний оператор, що діє в банаховому просторі X в банаховий простір Y , y — відомий елемент простору Y . Розв'язати рівняння (1) це значить знайти такий елемент $x^* \in X$, що $\|Ax^* - y\| = 0$. Окремими випадками рівняння (1) є системи алгебр. і трансцендентних рівнянь, інтегр. рівняння, системи дифер. рівнянь тощо. Відомо багато різних методів, за допомогою яких можна з певною мірою точності знаходити розв'язок операторних рівнянь. До найчастіше застосовуваних методів належать ітеративні, градієнтні, проєкційні, проєкційно-ітеративні та ін.

Найпростішим ітеративним методом, який застосовують для розв'язання рівнянь виду

$$x = Tx, \quad (2)$$

де оператор T діє в X в X (рівняння (2) — окремий випадок рівняння (1)), є звичайний метод послідовних наближень. Він полягає в тому, що, виходячи з певного початкового наближення $x_0 \in X$, наступні наближення $x_1, x_2, \dots, x_n, \dots$ визначають за ф-лою

$$x_n = Tx_{n-1}, \quad n = 1, 2, 3, \dots \quad (3)$$

Якщо оператор T на якійсь замкненій множині $M \in X$ є оператором стиснення, тобто задовольняє умову Ліпшица

$$\|Tx - Tv\| \leq q \|x - v\| \quad (4)$$

в константою $q < 1$ і переводить M в M , то рівняння (2) має в M єдиний розв'язок x^* , до якого збігається послідовні наближення x_n . При цьому має місце оцінка похибки

$$\|x^* - x_n\| \leq \frac{q^n}{1-q} \|x_1 - x_0\|. \quad (5)$$

Якщо $Tx = I + Bx$, де B — лінійний оператор, $I \in X$, то за ф-лою (3) одержуємо

$$x_n = I + B I + B^2 I + \dots + B^{n-1} I + B^n x_0. \quad (6)$$

У цьому випадку необхідною і достатньою умовою збіжності процесу (6) є умова $\rho(B) = \lim_{n \rightarrow \infty} \sqrt[n]{\|B^n\|} < 1$. За q можна взяти $\|B\|$. Тому достатньою умовою збіжності є умова $\|B\| < 1$.

Для розв'язування систем операторних рівнянь можна застосовувати метод Зейделя. Нехай задано систему операторних рівнянь

$$x_i = T_i(x_1, x_2, \dots, x_m), \quad (7)$$

$$i = 1, 2, \dots, m,$$

де оператори T_i діють в просторі $X = X_1^* X_2^* \dots X_m^*$ в X_1 (X_i — якісь банахові простори). Послідовні наближення до розв'язку системи (7) визначають за ф-лами

$$x_{i,n} = T_i(x_1, \dots, x_{i-1,n}, x_{i,n-1}, \dots, x_{m,n-1}), \quad i = 1, 2, \dots, m. \quad (8)$$

Якщо нелінійний оператор A в рівнянні (1) диференційований за Фреше, то для знаходження наближеного розв'язку рівняння (1) можна застосовувати основний і модифікований методи Ньютона — Канторовича. Оператор A називають диференційованим за Фреше у точці $x_0 \in M \subset X$, якщо існує такий лінійний оператор L , який може залежати від x , що справджується рівність $A(x_0 + h) - A(x_0) = Lh + o(h)$, де $\frac{\|o(h)\|}{\|h\|} \rightarrow 0$ при $\|h\| \rightarrow 0$. Лінійний оператор L наз. похідною Фреше оператора A , позначають його $A'(x_0)$. Відповідно послідовні наближення x_{n+1} визначають за ф-лами

$$x_{n+1} = x_n + [A'(x_n)]^{-1}(Ax_n - y), \quad (9)$$

$$x_{n+1} = x_n + [A'(x_0)]^{-1}(Ax_n - y). \quad (10)$$

Нехай для якоїсь замкненої кулі $S(x_0, r)$ ($\|x - x_0\| \leq r$) похідна Фреше задовольняє умову $\|A'(u) - A'(v)\| = L\|u - v\|$ і мають місце оцінки похибки

$$\|A'(x_0)\|^{-1} \leq B, \quad \|A'(x_0)(Ax_n - y)\| \leq \eta_0$$

$$h_0 = BL\eta_0 < \frac{1}{2}, \quad r = \frac{1 - \sqrt{1 - 2h_0}}{h_0} \eta_0.$$

Тоді послідовні наближення (9) і (10) збігаються до розв'язку $x^* \in S(x_0, r)$ і відповідно справджуються оцінки похибки

$$\|x^* - x_n\| \leq \frac{1}{1-q} (2h_0)^{2^{n-1}} \eta_0 \quad (11)$$

$$\|x^* - x_n\| \leq \frac{q^n}{1-q} \eta_0, \quad q = 1 - \sqrt{1 - 2h_0}. \quad (12)$$

Розглянемо застосування градієнтних методів для розв'язування операторних рівнянь. Припустимо, що простір X збігається з простором Y і є гільбертовим. Нехай $AO = 0$ і оператор A має похідну $A'(x)$, яка є додатно означеним оператором для всіх $x \in D(A)$, тобто

$$(A'(x)h, h) \geq \gamma^2 \|h\|^2. \quad (13)$$

Тоді задача знаходження розв'язку рівняння (1) є еквівалентною задачі знаходження мінімуму функціоналу

$$F(x) = \int_0^1 (A(tx), x) dt - (y, x) \quad (14)$$

для знаходження мінімуму функціоналу (14) можна застосувати метод зливання швидшого спуску, який полягає в тому, що послідовні наближення визначають за ф-лою

$$x_{n+1} = x_n - \alpha_n r_n, \quad r_n = Ax_n - y \quad (15)$$

де α_n визначають з умови мінімуму функціоналу $F(x_{n+1})$. Якщо A — лінійний додатно означений обмежений оператор, то параметри α_n визначаються за ф-лою

$$\alpha_n = \frac{(r_n, r_n)}{(Ar_n, r_n)}. \quad (16)$$

Якщо m і M — відповідно верхня й нижня границі оператора A , то швидкість збіжності характеризується нерівністю

$$\|x^* - x_n\| \leq \frac{1}{n} \left(\frac{M-m}{M+m} \right)^n \|r_n\|. \quad (17)$$

Метод мінімальних відхилів полягає в тому, що послідовні наближення (15) визначають з умови

$$\varepsilon(\alpha_n) = \|Ax_{n+1} - y\| = \min. \quad (18)$$

Якщо $\varepsilon(\alpha_n)$ — диференційовна ф-ція, то α_n визначають з рівняння

$$\frac{d\varepsilon(\alpha_n)}{d\alpha_n} = 0. \quad (19)$$

Для лінійного рівняння параметри α_n визначають за ф-лою

$$\alpha_n = \frac{(Ar_n, r_n)}{(Ar_n, Ar_n)}. \quad (20)$$

Швидкість збіжності характеризується нерівністю (17). Розглянемо окремо випадок, коли оператор A лінійний, і побудуємо ітеративний процес за ф-лою

$$x_{n+1} = x_n - \alpha_n A^* r_n \quad (21)$$

де A^* — оператор, спряжений з A . В цьому разі α_n можна визначити з умови мінімуму норми похибки $\|x^* - x_n\|$, тоді

$$\alpha_n = \frac{(r_n, r_n)}{(A^* r_n, A^* r_n)}. \quad (22)$$

Процес (21—22) збігається зі швидкістю геом. прогресії зі знаменником $\frac{M-m}{M+m}$, де m і M — відповідно нижня й верхня границі оператора $A^* A$.

Проекційні методи становлять широкий клас наближених методів розв'язування операторних рівнянь. Ці методи полягають у тому, що наближений розв'язок рівняння (1), який належить до якогось підпростору X_n простору X , визначають з рівняння

$$P_n (AX_n - y) = 0, \quad (23)$$

де P_n — проекційний оператор, що проектує початковий простір Y на певний його підпростір Y_n . Окремим випадком проекційного методу є метод Рітца розв'язування рівняння (1), в якому оператор A має похідну, яка задовольняє умови (13). Полягає він у тому, що наближений розв'язок шукають у вигляді

$$x_n = \sum_{i=1}^n c_i \varphi_i \quad (24)$$

де $\{\varphi_i\}$ — система лінійно незалежних елементів гільбертового простору X , а постійні c_i визначають з умови мінімуму функціоналу (14), тобто з умови

$$F(x_n) = \int_0^1 (A(tx_n), x_n) dt - (y, x_n) = \min. \quad (25)$$

Якщо $F(x_n)$ — диференційовна ф-ція аргументів c_1, c_2, \dots, c_n , то c_i визначають з системи алгебр. або трансцендентних рівнянь

$$\frac{\partial F(x_n)}{\partial c_i} = 0. \quad (26)$$

Якщо оператор A лінійний, лінійною є й система (26), яка має вигляд

$$\sum_{j=1}^n c_j (A\varphi_j, \varphi_i) = (y, \varphi_i), \quad i = 1, 2, \dots, n. \quad (27)$$

Оскільки оператор A є додатно означеним, визначник системи (27) є визначником Грама, отже, система має єдиний розв'язок.

Загальнішим, ніж метод Рітца, є метод Бубнова — Гальоркіна. Цей метод можна застосовувати й у випадку, коли оператор A не має властивості (13). Якщо вдаються до методу Бубнова — Гальоркіна, наближений розв'язок рівняння (1) шукають у вигляді (24), а постійні c_i визначають з умови ортогональності відхилення $Ax_n - y$ до елементів $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$, тобто з системи алгебр. чи трансцендентних рівнянь

$$(Ax_n - y, \varphi_i) = 0, \quad i = 1, 2, \dots, n. \quad (28)$$

Якщо A — лінійний оператор, система (28) має вигляд (27).

Узагальненням методу Бубнова — Гальоркіна є метод Гальоркіна — Петрова, за яким постійні c_i визначають із си-

$$\Phi_i(Ax_n - y) = 0, \quad i = 1, 2, \dots, n, \quad (29)$$

де Φ_i — якась система лінійних функціоналів. У випадку лінійного оператора A система (29) набуває вигляду

$$\sum_{j=1}^n c_j \Phi_i(A\varphi_j) = \Phi_i(y), \quad (30)$$

$$i = 1, 2, \dots, n.$$

За методом найменших квадратів наближений розв'язок рівняння (1), що має вигляд (24), визначають з умови мінімуму норми відхилення, тобто з умови

$$\|Ax_n - y\| = \min. \quad (31)$$

Постійні c_i знаходять з системи рівнянь

$$\frac{\partial \|Ax_n - y\|}{\partial c_i} = 0, \quad i = 1, 2, \dots, n. \quad (32)$$

Якщо оператор A лінійний, то цю систему можна записати так

$$\sum_{j=1}^n c_j (A\varphi_j, A\varphi_i) = (y, A\varphi_i), \quad (33)$$

$$i = 1, 2, \dots, n.$$

Окремим випадком методу Гальоркіна — Петрова є метод моментів, у якому $\Phi_i(u) = (u, \varphi_i)$, де $\{\varphi_i\}$ — якась система лінійно незалежних елементів. У цьому разі c_i визначають з системи

$$(Ax_n - y, \varphi_i) = 0, \quad i = 1, 2, \dots, n. \quad (34)$$

Для лінійних операторних рівнянь у гільбертовому просторі можна застосовувати метод мінімальних похибок, за яким наближений розв'язок рівняння вигляду (1) шукають у вигляді лінійної комбінації

$$x_n = \sum_{i=1}^n c_i A^* \varphi_i, \quad (35)$$

і постійні c_i визначають з умови мінімуму величини $\|x^* - x_n\|$. При цьому для знаходження c_i маємо систему лінійних алгебраїчних рівнянь

$$\sum_{j=1}^n c_j (A^* \varphi_j, A^* \varphi_i) = (y, \varphi_i), \quad (36)$$

$$i = 1, 2, \dots, n.$$

Для розв'язування операторних рівнянь застосовують і проєкційно-ітеративні методи, в яких поєднуються ідеї і проєкційних, і ітеративних методів. Ці методи застосовують значно ширше, і в багатьох випадках вони збігаються значно швидше, ніж звичайні ітеративні методи.

Одним з проєкційно-ітеративних методів є метод усереднення функціональних поправок Соколова, який полягає в тому, що послідов-

ні наближення x_n до розв'язку рівняння (2) визначають з рівнянь

$$x_n = T(Px_n + Qx_{n-1}), \quad (37)$$

$$n = 1, 2, 3, \dots, x_0 \in X,$$

де P — проєкційний оператор, що проєктує простір X на його підпростір X скінченної або нескінченної вимірності, $Q = I - P$ (I — тотожний оператор). Іншим варіантом проєкційно-ітеративного методу усереднення функціональних поправок є метод, за яким x_n визначають як розв'язки рівнянь

$$x_n = PTx_n + QTx_{n-1}, \quad n = 1, 2, 3, \dots, \quad (38)$$

$$x_0 \in X.$$

В разі, якщо X — скінченновимірний простір вимірності k , розв'язування рівнянь (37) і (38) на можливому проєкті зводиться до розв'язування систем алгебр, або трансцендентних рівнянь порядку k . Якщо $Tx = f + Bx$, де B — лінійний оператор, то одержувані системи — лінійні.

Якщо існує обернений оператор $(I - PB)^{-1}$ (отже, і $(I - BP)^{-1}$), то в рівнянь (37) і (38) одержуємо відповідно

$$x_n = (I - BP)^{-1}f + (I - BP)^{-1}BQx_{n-1}, \quad (37')$$

$$x_n = (I - PB)^{-1}f + (I - PB)^{-1}QBx_{n-1}. \quad (38')$$

Достатньою умовою збіжності алгоритмів (37') і (38') є

$$\|Q(I - BP)^{-1}BQ\| < 1. \quad (39)$$

Умова (39) може виконуватися й тоді, коли звичайний метод послідовних наближень не збігається. Найпростішою достатньою умовою збіжності алгоритмів (37) і (38) для рівнянь у банаховому просторі є умова $p + q < 1$, де p і q — відповідно константи Ліпшица операторів PT і QT . Якщо рівняння задано в гільбертовому просторі і P — оператор ортогонального проєктування, то найпростішою умовою збіжності алгоритмів (37) і (38) є нерівність $l < 1$, де l — константа Ліпшица оператора T . В цьому випадку, якщо $p^2 + q^2 < 1$, швидкості збіжності характеризується геом. прогресією зі знаменником

$$\varepsilon = \min \left\{ l, \frac{q}{\sqrt{1-p^2}} \right\}. \quad \text{Існують і менш обмежені умови збіжності та оцінки похибки для різних класів операторів і просторів.}$$

Алгоритми (37) і (38) складаються в схему заг. ітеративного методу, за яким наближені розв'язки x_n для рівняння $x = F(x, k)$ визначають з рівнянь

$$x_n = F_k(x_n, x_{n-1}), \quad n = 1, 2, 3, \dots, x_0 \in X, \quad (40)$$

де оператори F_k визначаються за рекурентними ф-лами $F_1(x, y) = F(x, y)$, $F_i(x, y) = F(x, F_{i-1}(x, y))$, $i = 2, 3, \dots, k$. Якщо

$F(x, y) = PTx + QTy$, $k = 1$, то алгоритм (40) співпадає з (37), а якщо $F(x, y) = T(Px + Ay)$, $k = 1$, то алгоритм (40) співпадає з алгоритмом (38).

Для операторних рівнянь у частково впорядкованих просторах часто задається побудувати дві послідовності наближених розв'язків, які монотонно (відповідно знизу й згори) збігаються до шуканого розв'язку. Нехай X — частково впорядкований білиній простір, а оператор T в рівнянні (2) можна подати як $Tx = F(x, x)$, де $F(x, y) \in X$ при $x, y \in X$ і має властивість

$$F(x, y) \leq F(u, v) \quad (41)$$

при $x, y, u, v \in [u_0, v_0]$, $x \leq u$, $y \geq v$.

Якщо при цьому виконуються нерівності

$$u_0 \leq F(u_0, v_0), \quad F(v_0, u_0) \leq v_0 \quad (42)$$

то мають місце співвідношення

$$u_0 \leq u_1 \leq u_2 \leq \dots \leq u_n \leq x^* \leq v_n \leq \dots \leq v_2 \leq v_1 \leq v_0 \quad (43)$$

де $\{u_n\}$, $\{v_n\}$ визначають за рекурентними формулами

$$u_n = F(u_{n-1}, v_{n-1}), \quad v_n = F(v_{n-1}, u_{n-1}). \quad (44)$$

x^* — розв'язок рівняння (2), який належить до відрізка $[u_0, v_0]$; оператор $F(x, y)$ має властивість (41), напр. у випадку, якщо $F(x, y) = T_1x + T_2y$, де T_1 — неспадний, а T_2 — незростаючий оператори. Елементи u_n й v_n утворюють відповідно неспадну обмежену згору ($u_n \leq v_n$) і незростаючу обмежену знизу ($u_0 \leq v_n$) послідовності. З цього іноді можна зробити висновок про збіжності їх відповідно до границь u і v . Якщо $u = v = x^*$ і $F(u, v)$ — неперервний оператор по x та y , то x^* — розв'язок рівняння (2).

Розглянуті методи широко використовують у практиці обчислювань на ЕОМ.

Лит. Канторович Л. В. Акілаєв Г. П. Функциональный анализ в нормированных пространствах М., 1959 [б.б.огр. с. 671, 885]. Лунка А. Ю. Теория и применение метода осреднения функциональных поправок К., 1965 [б.б.огр. с. 123—126]. Михалев С. Г. Численные реализации вариационных методов. М., 1968 [б.б.огр. с. 422—428]. Курчель Н. С. Проекционно-итерационные методы решения операторных уравнений. И., 1968 [б.б.огр. с. 23]. Галик Красносельский М. А. [та ін.] Приближенные решения операторных уравнений М., 1969 [б.б.огр. с. 437, 452]. Коллатц Л. Функциональный анализ и вычислительная математика. Пер. с нем. М., 1969 [б.б.огр. с. 422, 431]. М. С. Курчель А. Ю. Духов

ОПЕРАТОРНІ РІВНЯННЯ — клас рівнянь у математиці. Див. Рівняння класифікація. **ОПЕРАЦІЇ МАШИНИ** — операції, що їх кодуєть у вигляді окремих команд, реалізація яких в цифровій обчислювальній машині здійснюється структурно. Список операцій, що реалізуються машиною, визначається на основі аналізу алгоритмів, виконання яких покладено на машину. Програмування задач вхідною мовою машини (див. Мова машини) дає змогу виявляти осн. дії, що їх найчастіше

включають до програми як окремі операції. Ці операції здебільшого зводять у список О. м., утворюючи т. з. програмний рівень внутр. мови (див. Мова ЦОМ внутрішня), та використовують, складаючи робочі програми задач. Алгоритми, універсальність роботи машини можна забезпечити набором операцій, що включає у себе операції пересилання виступу будь-якої комірки пам'яті в будь-яку ін. комірку пам'яті, зміни числа на ± 1 , умовного переходу, зупини машини, введення виведення інформації та (за наявності лопи. пам'яті) обміну між ОЗП і зовн. ЗП. Проте обмеженість такого набору ускладнює процес програмування й подовжує програми, а це призводить до утруднення процесу введення й до переобтяження пам'яті ЦОМ. Тому здебільшого вибирають досить широкий набір операцій, який перевищує мінімум потрібних.

О. м. за їхнім функціональним призначенням можна поділити на арифм. і логіч. операції, операції пересилання і передавання керування, операції з індекс-регістрами і переадресації, операції звертання до зовн. пристроїв і спец. операції. За допомогою арифметичних операцій здійснюють безпосереднє обчислювання різного роду арифм. виразів. До цих операцій належать власне арифм. операції (додавання, віднімання, множення й ділення) та деякі операції обчисл. призначення типу утворення модуля числа, порівнювання модуля двох чисел, виявлення дробової та цілої частини числа, операції над порядками двох чисел та ін. Наявність логічних операцій у наборі О. м. спрощує розв'язування матем. задач і значно полегшує програмування логіч. задач. Як приклад можна назвати операції логіч. (порозрядного) множення, що реалізує кон'юнкцію двох чисел; логіч. (порозрядного) додавання, що реалізує диз'юнкцію двох чисел; порівнювання, що реалізує порозрядне додавання двох чисел за модулем 2 та ін. До різновидів логіч. операцій можна віднести операції, що здійснюють обробку кодів, такі, як зсування коду, видавання числа одиниць у коді, видавання номера старшої одиниці в коді, перегруповування коду числа та ін. За допомогою операцій пересилання здійснюють обмін інформацією безпосередньо між комірками ЗП та між ними й регістрами окремих пристроїв машини. Прикладами таких операцій можуть бути операції зчитування числа з якоїсь комірки пам'яті та ін. Операції передавання керування є обов'язковими в наборі О. м. і використовують їх, щоб керувати порядком виконання команд. До них належать операції безумовного передавання керування (безумовний перехід) і операції передавання керування за умовою (умовний перехід). Команда безумовного переходу зазначає адресу команди, виконуваної після того, як виконано команду безумовного переходу. Передавання керування командою умовного переходу відбувається за значеннями ознак

переходу. Ці останні визначаються значеннями двійкових змінних, які відповідають, наприклад, значок результату попередньої операції, нульовому значенню результату операції, нульовому значенню індекс-регістра та ін. Включення операцій в індекс-регістри в до складу О. м. забезпечує використання в програмах адрес 2-го рангу (і вищих) і тим самим дає змогу складати програми, які самі налаштовуються за місцем свого розташування в пам'яті машини й місцем даних та розмірами їхніх масивів. Ці операції включають у себе операції пересилання коду між індекс-регістрами, додавання кодів в індекс-регістрах, установалення й видавання коду в індекс-регістра та ін.

Кодування команд у вигляді набору цифр значно розширює можливості програмування задач, бо дає змогу, якщо це потрібно в процесі обчислювання на машині, проводити перетворення команд за допомогою операцій переадресації. За прикладами таких операцій можуть виступати операції змінювання команди адресою, що полягають у додаванні коду адреси даної команди до коду адресної частини наступної команди (додавання адрес); змінювання команди кодом, коли за приріст до коду адресної частини наступної команди править зміст комірки, яку задає поточна команда, та ін. За допомогою операцій зберігання до зовнішніх пристроїв здійснюється обмін інформацією між оперативною та зовн. пам'яттю машини. Прикладами таких операцій можуть бути операції введення в ОЗП в перфокарт, обміну між барабанами й стрічками, видавання інформації на зовнішні пристрої та ін. Перелічені вище О. м. можна віднести до класу т. з. базисних операцій внутр. мови.

Спеціальні операції утворюють клас будованих процедур і являють собою програмовані операції, виконуваних за підпрограмами (чи мікропрограмами), що зберігаються в постійній пам'яті машини. Такі операції визначають процедуру виконання деякої частини дій, що їх записують у вигляді стандартної послідовності О. м., а можливо, й мікрооперацій. Звертання до цих підпрограм за допомогою спец. операцій проводяться автоматично. Характерною особливістю будованих процедур є те, що в ході виконання їх може відбуватися багаторазове звертання до пам'яті машини як за елементами програмної послідовності, так і за значеннями їхніх операндів. Запровадження спец. операцій дає змогу розширити операційні можливості машини й сприяє спрощенню програмування та ефективнішому виконанню програм. Прикладами таких операцій можуть бути: обчислювання елементарних функцій, звертання до бібліотеки стандартних підпрограм, матрично-векторні операції, обмін з телеграфічними каналами зв'язу та інші операції.

Тенденція до наближення програмного рівня внутр. мови (див. *Математичне забезпе-*

чення ЦОМ *asymptotic*) до алгоритмічних мов програмування веде до розширення складу класу базисних операцій і особливо класу будованих процедур.

Лит. Глушков В. М. Теорія алгоритмів. К., 1961 (бібліогр. в. 185—188); Глушков В. М. та ін. Висвітлювальні машини з різними системами інтерпретації. К., 1970 (бібліогр. в. 2—3); Майоров А., Носиков І. Структура цифрових висвітлювальних машин. Л., 1971.

Л. Я. Карпман.

ОПЕРАЦІЇ НАД МАСИВАМИ — дії над масивами, призначені для формування нових масивів. Масив розглядають як сукупність елементів, названих *записами*, кожен з яких складається з скінченного набору значень величин. О. м. м. здійснюються шляхом перетворення заданих в операції величин, записів і масиву загалом. При цьому під перетворенням розуміють як зміну в масивах, так і переміщення їх одного відносно одного. О. м. м. широко використовують у різних обробках даних систематично під час створення й використання інформаційної бази таких систем для розв'язування задач обліку, статистичних задач тощо. Склад О. м. м. визначається структурою конкретної системи обробки даних; проте можна виділити деякі операції, що мають досить загальне й широке застосування. Розглянемо деякі з них. Введемо поняття умови у вигляді набору виразів виду $x = a$, де x — найменування якоїсь величини, а — значення в області визначення x , a — символ певного відношення. Напр., для числових величин відомі відношення $<$, $>$, $=$ та ін. Кажуть, що запис задовольняє задану умову, якщо для кожного $x = a$, що входить в умову, вираз $b = a$ — істинний, де b — значення величини x із розглянутого запису.

Серед О. м. м. найпоширенішою є операція вибирання даних з масиву. Вона полягає в тому, що з записів, які задовольняють задану умову, вибирають значення величин, зазначених в операції. Часто використовуваними О. м. м. є й операції упорядкування і групування масивів. Упорядкування масиву за зростанням (спаданням) якоїсь величини означає розміщення записів у цьому масиві в порядку зростання (спадання) значень заданої величини. Так, упорядковуючи масив за числовою величиною x , для будь-якого i — порядкового номера запису в масиві матимемо $a_i < a_{i+1}$ ($a_i > a_{i+1}$), де a_i — значення величини x у записі з номером i . Групування масиву за значеннями якоїсь величини означає таке розміщення записів у масиві, при якому записи, які мають однакові значення цієї величини, ідуть один за одним.

Можна визначити загальніші операції, які включають і упорядкування, і групування масиву. Упорядковані й агреговані масиви використовуються, в основному, для скорочення часу виконання операції вибирання даних з масиву. Характерним для зазначених операцій є те, що вони виконують дії на рівні записів, не змінюючи значень величин, які входять до них. До цієї групи операцій можна віднести й операцію зливання масивів,

яка полягає в побудові нового масиву, який складається з усіх тих і тільки тих записів, які належать хоч би одному з заданих масивів; при цьому одержуваний в результаті масив можна побудувати відповідно до наперед заданого порядку розміщення записів у ньому.

Простішими операціями цієї групи вважають операції виключення запису в масив і виключення з масиву записів, які задовольняють задану умову.

До груп операцій, виконуваних над величинами, можна віднести і різновид операції коректування масивів, який полягає в тому, що значення заданої в операції величини замінюється іншим значенням для кожного запису, який задовольняє задану умову.

Операція об'єднування масивів належить до складніших операцій цієї групи. Вона дає змогу будувати з різних значень записів перисних масивів, які задовольняють задану умову, нові записи одержуваного масиву.

Прикладом операцій, виконуваних над масивом загалом, можуть бути операції дублювання, пересилання масиву тощо.

П. І. Антоненко

ОПЕРАЦІЇ НАД СИМВОЛАМИ І РЯДКАМИ — виконувани на цифровій обчислювальній машині дії по обробці символів і послідовностей символів (рядків), результатом яких є символи, рядки або логічні значення. Сучасні ЦОМ у процесі розв'язування завдань по обробці даних — економ., керування, планування та ін., оперують і з числовою, і з довільною буквенно-цифровою інформацією, при обробці якої і здійснюються О. над с. й р. Реалізація алгоритмів виконання цих операцій найбільшого здійснюється на різних рівнях. На 1-му — мікропрограмному — рівні здійснюється обробка символів і рядків, які не перевищують довжини *звичайного слова*. Операції на цьому рівні провадяться за допомогою елементарних однократних дій (мікрооперацій), таких, як *зчит.*, *передавання* та ін., і для збільшення ефективності виконуються з макс. використанням операційного пристрою та його запам'ятовувальних регістрів без звертання до ОЗП машини. До операцій 1-го рівня належать звертання до поля рядка, посимвольна обробка рядка й відношення для рядків.

1. **Звертання до поля рядка.** Поле рядка (частина рядка, що являє собою послідовність символів, які мають суміжні позиції) надається номером 1-ї позиції (символу) поля (символи відлічуються зліва направо) й довжиною поля — числом позицій, що є на полі. До поля рядка звертаються для зчитування символів з поля та для записування на полі нових символів. Операції звертання до поля рядка можна виконувати за допомогою посимвольних асувів і пересилань, накладань масок (відповідних наборів з послідовностей одиниць і нулів) на опрацьований рядок та ін. Напр., для виділення символів поля з використанням посимвольних асувів досить естерти символи, що йдуть за

полем, за допомогою лінійних асувів праворуч, асувати поле ліворуч і дописати до кінця слова символи «пусто».

Під час записування символів на полі рядка з використанням масок провадиться естирання поля накладанням на опрацьований рядок маски з послідовностей нулів на місці розміщення поля й записування нових символів накладанням їх на очищене поле. При естиранні поля виконується операція кон'юнкції кодів маски й опрацьовуваного рядка, при записуванні нових символів — операція диз'юнкції коду рядка з очищеним полем і записування символів.

2. **Посимвольна обробка рядків** дає змогу здійснювати переміщення й заміну символів у межах рядка. До операцій цього класу належать безумовна й умовна заміна символів рядка, порівнювання символів, об'єднування й поділ рядка за маскою та лінійні й циклічні посимвольні асуви. В процесі виконання операцій заміни символів кожний символ рядка порівнюється з заданим символом, залежно від результату порівнювання здійснюється заміна відповідного символу або допускається порівнювання наступного символу рядка. Якщо заміна умовна, перегляд і заміна символів провадиться не до кінця рядка, а до виявлення деякого заданого символу. Т. ч., у разі умовної заміни кожний символ рядка порівнюється не в одиниці, а з двома заданими символами. Операції об'єднування й поділу рядка за маскою передбачають виділення відмічених маскою символів рядка. При операціях об'єднування відмічені символи розміщуються в суміжних позиціях, асуваються ліворуч і доповнюються до кінця слова символами «пусто». Під час операції поділу відмічені символи займають у слові результаті ті самі складові позиції, що й у вихідному рядку, а в решту позицій рядка записуються символи «пусто». Операції лінійних і циклічних посимвольних асувів допускають зміщення ліворуч або праворуч усіх символів рядка на задане довільне (в межах рядка) число позицій зі втратою або запам'ятовуванням вивисуваних символів.

3. **Відношення для рядків** передбачають порівнювання двох рядків за двома відповідними символами, починаючи з крайніх лівих відповідно до прийнятого старшинства символів. Результатом виконання операції відношення є логічне значення. Більшим вважається рядок, у якого перший із символів, що не збігаються, старший. Допускається порівнювання рядків, у яких різна к-сть символів. У цьому разі довжина рядків зрівнюється дописуванням символів «пусто» до коротшого рядка. Наведеного складу операцій, разом з операцією умовного переходу, досить, щоб реалізувати нормальні алгоритми (алгоритми Маркова).

До операцій 2-го рівня належать дії над рядками довільної довжини — посимвольна обробка їх, операції відношення та звертання до полів. Ці операції будуть здійснюватися в базисних операціях 1-го рівня й фіксуються

звичайно в пасивному запам'ятовувальному пристрої машини. Істотною відмінною операцій 2-го рівня є звертання в процесі виконання їх до ОЗП для добування чергових послідовностей символів і для запам'ятовування проміжних результатів. Описані операції дають змогу здійснювати ефективну обробку масивів рядків — упорядковування, редагування тощо.

І. П. Овчаренко.

ОПЕРАЦІЇ НАД ЧИСЛАМИ — сукупність дій над упорядкованою послідовністю цифр відповідно до набору правил, що їх задають алгоритмами виконання операцій, внаслідок яких утворюється нова послідовність цифр. Основними О. над ч. є арифм. операції, операції порівняння, перетворення числа в логічні операції.

Арифметичні операції. До них належать операції додавання, віднімання, множення, ділення і добування квадратного кореня. Методи виконання цих операцій залежать від застосовуваної системи числення (позиційна чи непозиційна), від вибору основ системи числення та від способів кодування від'ємних чисел. Найпростіші арифм. операції реалізуються в двійковій позиційній системі числення.

Додавання й віднімання. Складовою частиною всіх алгоритмів виконання арифм. О. над ч. є елементарні операції підсумовування. Повна операція арифм. додавання відрізняється від простого підсумовування тим, що потрібно враховувати знаки доданків, способи кодування від'ємних чисел, положення коми при подаванні чисел (фіксована чи плаваюча) й потребу заокруглювати результат. Для кодування від'ємних чисел використовують прямий, зворотний або додатковий коди (див. Код, Код коректурний). Кодування від'ємних чисел зворотним або додатковим кодом дає змогу замінювати віднімання чиселом значень підсумовування їх. При кодуванні абсолютного значення числа прямим кодом здійснюється переведення прямого коду від'ємного числа на зворотний або додатковий у процесі виконання додавання. Якщо результат підсумовування від'ємний, його подано зворотним або додатковим кодом, і через це здійснюється переведення його на прямий код наприкінці операції. Арифм. операції підсумовування, як правило, замінюються операцією додавання з операндом, знак якого змінено на протилежний. Алгоритм виконання додавання для чисел з плаваючою комою відрізняється від алгоритму додавання з фіксованою комою тим, що перед безпосереднім підсумовуванням виконується порівнювання та вирівнювання порядків чисел. Результатом підсумовування присвоюють порядок більшого числа, в мантию зводять до нормалізованого виду. Швидкість виконання підсумовування в ЦОМ визначає швидкість суматорів. Застосування схем наскрізних і одночасових групових переносів, асинхронних методів визначення завершення переносів, суматорів з сумовими сумами й паралельно-паралельних сумато-

рів (див. Блоки ЦОМ типості) збільшує швидкість виконання операцій додавання й віднімання. Виконання підсумовування чисел, поданих у десятковій позиційній системі числення, здійснюється за допомогою десятичних суматорів, типи яких визначаються способом кодування десяткових цифр. Для одержання кожної десяткової цифри суми при двійковому кодуванні використовуються правила двійкового додавання в кожному розряді суматора з подальшим коректуванням цифри суми, якщо вона більша за цифру «9». Засоби коректування визначаються методом кодування десяткових цифр. Так, напр., при двійковому кодуванні десяткових цифр кодом «8, 4, 2, 1» корекція результату здійснюється додаванням 6 (0110); вихід за розмірну число розрядів, одержаний при першому чи другому додаванні, фіксується як перенесення встарілий десятковий розряд. Від'ємні десяткові числа, як і двійкові, кодуються створенням доповнення кожної цифри десяткового числа до «9» і при використанні самодоповнюваних двійкових кодів («2, 4, 2, 1») цей код збігається зі зворотним. Алгоритм виконання додавання десяткових чисел має таку саму послідовність кроків, що й двійкових чисел.

Множення й ділення. Виконання арифм. операції множення для чисел з фіксованою комою складається з утворення знака добутку й перемноження абсолютних значень співмножників. Знак добутку дорівнює сумі за модулем 2 знаків співмножників. Для двійкової системи кодування чисел множення абсолютних значень співмножників складається з додавань множеного до часткового добутку та зсувів при черговій цифрі множника — «1» або в самих лише зсувах при черговій цифрі множника — «0». При цьому з суматорів нагромаджуються часткові добутки. Розрізняють чотири варіанти множення співмножників: множення на множник з боку молодших розрядів зі зсувом часткових добутків праворуч (множене нерухоме); множення на множник з боку молодших розрядів зі зсувом множеного ліворуч (часткові добутки нерухомі); множення на множник з боку старших розрядів зі зсувом часткових добутків ліворуч (множене нерухоме); множення на множник з боку старших розрядів зі зсувом множеного праворуч (часткові добутки нерухомі). При множенні чисел, поданих з плаваючою комою, порядок добутку дорівнює сумі порядків співмножників, а мантия добутку — добутком мантий співмножників (результат зводять до нормалізованого виду з одночасним коректуванням порядку). Множення від'ємних чисел, поданих зворотним або додатковим кодом, провадиться простим множенням цих кодів і введенням поправок до попереднього результату, що здійснюється або в процесі множення, або після нього. Так, напр., при від'ємному множнику, поданому додатковим кодом, і додатному множеному, щоб одержати правильний добуток, потрібно відняти подвійне множене з добутку, одержан-

ного простим множенням. При поданні спільножиттєвих зворотних кодом зазвичай здійснюється перенесення їх у прямий код і множення виконується в прямих кодах з наступним перетворенням добутку на зворотний код.

Усі способи прискорення множення зводяться до прискорення власне операції додавання (віднімання), зменшення загальної кількості додавань (віднімань), замінування однорозрядних асувів багаторозрядними й суміщення в часі операцій додавання і асуву. Ці способи можна застосовувати самі й у будь-якій комбінації, чим і зумовлюється різноманітність методів. За додатковими затратами устаткування, потрібного для прискорення множення, всі методи можна поділити на логічні й апаратні. При логічних методах прискорення незмінною зберігається кількість числових регістрів арифм. пристрою, а прискорення досягається за рахунок ускладнення пристрою керування (кількість додаткового устаткування N не залежить від кількості розрядів співмножників m). Апаратні методи прискорення потребують введення додаткового устаткування в регістрову частину арифметичного пристрою, що залежить від кількості розрядів співмножників m . До логічних методів прискорення множення належать: метод пропуску тактів підсумовування, якщо чергова цифра множника — нуль, метод групування розрядів множника й використання від'ємних ваг розрядів для подання його; метод послідовного перетворення цифр множника; метод суміщення додавання та асування. Розрізняють апаратні методи прискорення 1-го порядку (для них характерна лінійна залежність N від m) й апаратні методи 2-го порядку (кількість додаткового устаткування пропорційна m^2). Апаратні методи прискорення множення побудовано на введенні додаткових кіл асуву в регістрах для зменшення кількості асувів і на запровадженні додаткових підсумовувальних схем для прискорення додавань. До апаратних методів 1-го порядку належать: запровадження багаторозрядних асувів і додаткового асунутого суматора та метод одночасного множення на старшу й молодшу половини множника і метод неповного підсумовування; до апаратних методів 2-го порядку — використання m додаткових підсумовувальних схем та інверторів, за допомогою яких проводиться множення на всі розряди множника паралельно. Множення чисел, поданих у десятковій системі числення, можна здійснювати, використовуючи таблиці множення, які або зберігаються в зовнішній пам'яті пристрою, або утворюються за допомогою набору перемикальних кіл. Простішою формою множення в машинах є множення за допомогою послідовного додавання, коли множений на кожну цифру множника складається із стільки додавань множеного до часткового добутку, скільки одиниць є в цифрі множника. Кількість додавань можна зменшити, використовуючи віднімання множеного з часткових добутків, коли подаються десяткові цифри множника від 6 до 9 у вигляді до-

датку до 10 й подальшого додавання 1 до цифри наступного розряду, або використовуючи подвійний і апітерний множник та їхні комбінації з відніманням.

Ділення й добування кореня й добування квадратного кореня в програмах розв'язування задач трапляються рідше за ін. арифм. операції, їх часто виконують за підпрограмами за допомогою ітераційного процесу, який виключає додавання, віднімання й множення. На виконання цих операцій за мікропрограмами в арифм. пристрої йде менше часу порівняно з виконанням їх за підпрограмою, при певному збільшенні кількості устаткування в асг. об'ємі машини. Процес ділення абсолютних значень чисел, поданих у двійковій системі числення в фіксованому коді, полягає в знаходженні цифри частки за знаком чергової остачі: при від'ємній остачі цифра частки відповідає «0», при додатній — «1». В машинах застосовується, як правило, метод ділення без відновлювання остачі (цифри частки присвоюють значення «0», якщо чергова остача від'ємна, і подають цю остачу в подальший додання дільника). Знак частки визначається як і при множенні. При діленні чисел, поданих в плаваючому коді, порядок результату відповідає різниці порядків дільника й діленого з поправкою на нормалізацію мантиї результату. Ділення чисел, поданих у зворотному чи додатковому коді, не потребує корекцій, як при множенні, а що виконувати додання чи віднімання дільника з черговою остачі, це встановлюють, порівнюючи знак остачі й дільника: якщо вони не збігаються, то віднімається додання дільника, якщо збігаються, — віднімання (додавання й віднімання виконуються з урахуванням алгебри знаків). Як і при множенні, прискорення операції ділення побудовано на зменшенні кількості додавань (віднімань), на прискоренні власне додавань (віднімань), введенні багаторозрядних асувів тощо. До логічних методів прискорення ділення належить метод пропускання тактів віднімань при нормалізованому дільнику аналізом старших цифр остачі та заміни віднімань дільника з остачі асування, якщо в старших розрядах остачі — нулі (відповідні цифри частки дорівнюють нулям). Якщо для прискорення множення використовують апаратні методи, то це саме устаткування використовують і для прискорення ділення (напр., метод неповного підсумовування, використання додаткових суматорів). Методи ділення чисел, поданих у десятковій системі числення, аналогічні методам ділення в двійковій системі. Чергова цифра частки відповідає кількості послідовних віднімань дільника з остачі до одержання від'ємної остачі. Алгоритм виконання операції добування квадратного кореня як самостійної операції полягає в визначенні цифр кореня, як і при діленні, за знаком остачі, одержаної внаслідок віднімання з чергової гради підкореневого виразу, починаючи з старшої, подвійної част-

кового кореня (віднімання виконується в додатковому коді). Порядок результату, поданого плаваючою комою, дорівнює порядку підкореневого виразу, поділеному на 2. В зв'язку з обмеженою кількістю розрядів для подання абсолютних значень чисел виконання арифм. операцій у ЦОМ може призвести до появи похибки обчислень, яку можна зменшити, запроваджуючи заокруглення результату (див. *Лакція заокруглення*), та до виходу результату за межі допустимого діапазону представних чисел, що фіксується за переповненням або абсолютного значення результату (для фіксованої коми), або порядку результату (для плаваючої коми). Різні модифікації арифм. О. над ч. в плаваючою комою пов'язані з наявністю чи відсутністю блокування заокруглення та нормалізації результату.

Порівнювання. Виконання операцій порівнювання полягає у визначенні більшого чи меншого з двох чисел або рівності цих чисел і зводиться до виконання операції віднімання порівнюваних чисел з наступним аналізом результату. Для спрощення виконання цих операцій пристрій повинен мати схему визначення рівності числа нулеві.

Перетворення числа. Односторонні операції перетворення числа включають операції зсуву числа, замінування знака числа, відлення цілої частини числа, поданого в плаваючою комою, відокремлювання цілої частини числа від дробової, введення числа до нормалізованого виду, перетворення форм запису цілого числа на форму запису дійсного числа з плаваючою комою і навпаки тощо. Ці операції здійснюються за допомогою елементарної операції зсування.

Логічні операції. Логічні операції диз'юнкції, кон'юнкції, заперечення, рівнозначності, нерівнозначності тощо визначено для булевих виразів. Виконуючи ці операції в арифм. пристроїх, машинне слово розглядають як набір булевих виразів, і операції виконуються порозрядно (напр., виконання операції диз'юнкції можна ввести до порозрядного передавання по роздільному одиничному входу триггера регістра, в якому зберігається 1-й операнд, код 2-го операнда). Всі інші операції за допомогою правил перетворення логічних виразів можна ввести до операції диз'юнкції. Виконання О. над ч. при позиційній системі кодування має istotну вагу — наявність міжрозрядних зв'язків, що обмежує швидкість арифм. пристроїв.

Використання непозиційних систем числення для подання чисел (зокрема, системи числення в залишкових класах) дає змогу виконувати операції додавання, віднімання й множення паралельно над цифрами кожного розряду окремо поза зв'язком між розрядами, внаслідок чого швидкість виконання цих операцій не залежить від кількості розрядів і її можна звести до тривалості машинного такту. Малорозрядність остач, які представляють число, дає змогу використовувати табличні методи виконання цих операцій. Проте

алгоритми виконання операцій, для яких потрібно знати все число загалом (визначення знака числа, порівнювання чисел за величиною, ділення з заокругленням результату, визначення виходу числа за межі діапазону представних чисел), складніші, ніж для позиційних систем числення. Розроблено кілька ефективних методів для виконання цих операцій у системах залишкових класів. Операції, виконувани за підпрограми стандартними, потребують для реалізації неодноразового звертання до запам'ятовувального пристрою, де зберігаються проміжні результати виконання операцій, що становлять етапи стандартної підпрограми. До цього класу операцій належать, напр., операції піднесення до степеня, операції перетворення в одній системі числення в іншу, операції над комплексними числами й числами, довжина яких перевищує довжину машинного слова, та операції по обчислюванню тригонометричних функцій і знаходженню логарифмів. Літ. : Рабинович З. Л. (та ін.). Аналіз методів множителного уможноження і ділення в ЦОМ. «Автоматика и приборостроение», 1962, № 2; Паронов А. А. Логические основы цифровых машин и программирования. М., 1968 (Бібліогр. в. 583-585); Акунский И. Я., Юдицкий Д. И. Машинный логарифм в остаточных классах. М., 1968 (Бібліогр. в. 430-433); Карпов М. А. Арифметика цифровых машин. М., 1965 (Бібліогр. в. 563-575); Ричардс Р. К. Арифметические операции на цифровых вычислительных машинах. Пер. с англ. М., 1957 (Бібліогр. в. 412-419).

С. М. Кириченко.

ОПЕРАЦІЙ ДОСЛІДЖЕННЯ — напрям у дослідженні й проектуванні систем, оснований на математичному моделюванні процесів та явищ; вужче — це комплекс засобів та методів, призначених для створення матем. моделей реальних явищ і систем і для формального одержання висновків, які дають змогу створити або змінити систему з заданому плані. О. д. дає змогу від спостережень та уможлиджує висновків перейти до строгої перевірки уявлень про розглядувані системи та явища на моделях, насамперед на матем. моделях, реалізація яких з появою ЕОМ стала швидкою й ефективною.

Під операцією звичайно розуміють функцію — дію, виконувану якоюсь організацією згідно з певними умовами та інструкціями, при цьому під організацією мають на увазі систему, складовою частиною якої є людські колективи в традиційному розумінні. Т. ч., змінити операцію — означає змінити її організацію й умови та інструкції щодо дії. Часто операції стають неефективними через неочікувану підйому мети в організації операції. Тому, як правило, робота дослідників операції починається з аналізу критерію ефективності операції. Проблема критерію відіграє важливу роль у соціально-економічних системах з їхньою мнливістю, невизначеністю, властивістю розвиватися, можливою суперечністю локальних цілей окремих представників організації й задач організації в цілому. Узгодження бажаних і реальних цілей звичайно веде до istotної організаційної перебудови і виводить за межі кола питань, розгля-

дуваних у рамках О. д., тобто вимагає проектувати операції начебто заново, використовуючи весь арсенал методів удосконалення організації, які включають і системний підхід, і методи системотехніки, психології інженерної та соціальної, групової динаміки тощо.

На практиці часто застосовують таку раціоналізацію операцій, яка виражається в зміні не критерію чи структури організації, в зміні інтенсивності й характеру використання тих або інших ресурсів і засобів, за допомогою яких змінюються послідовність чи умови виконання дій, робіт. У цих випадках математизація задачі й побудова моделі призводить до екстрем. постановки, яку вдається розв'язати методами теорії оптим. рішень або імітаційним моделюванням. Оскільки методи розв'язування екстрем. задачі часто є дуже специфічними для тих чи інших класів операцій, відповідні розділи теорії оптим. рішень разом з описом цих класів задач прийнято вивчати, виключивши їх у рамках О. д. В останні роки побудова імітаційних моделей систем значно прискорюється завдяки розробці алгоритм. мов моделювання, структур яких є методичною вже сама по собі. Імітаційне моделювання — це універсальний засіб розв'язування задач О. д. Швидше й точніше розв'язують ту чи іншу екстрем. задачу в О. д., якщо її постановку вдається звести до добре значених матем. структур і скористатися з відповідних методів теорії оптим. рішень. Тут дослідникові операцій допомагає в основному знання теорії оптим. рішень, досвід, різні запитальники (за запитаннями на зразок: «Що є невідоме?», «Як конструюють можливі варіанти?», «Яким набором параметрів їх зображають?», «Які властивості невідомого?», «Чи не траплялося близькі постановки раніше? та ін.). Такі запитальники окреслюють етапи постановки задачі.

Найскладнішою процедурою в О. д. є встановлення ступеня близькості між матем. моделлю та реальною системою. Ці труднощі більш-менш успішно подолано для ймовірнісних моделей операцій на основі методів математичної статистики. Іноді помилково протиставляють О. д. системному підходові. Насправді в О. д. при моделюванні завжди застосовують системний підхід, а системний підхід у дослідженні, проектуванні, плануванні систем вимагає, як правило, застосовувати методи О. д.

Лит. Вентцель С. Введение в исследование операций. М., 1964 (Бібліогр. с. 384). Морс Ф. М., Кимбалл Дж. Е. Методы исследования операций. Пер. с англ. М. 1958 (Бібліогр. с. 300, 361). Сават Т. Л. Математические методы исследования операций. Пер. с англ. М. 1963. Райветт П., Акоф Ф. Л. Исследование операций. Пер. с англ. М. 1968 (Бібліогр. с. 141, 142). Черчлен У. [та ін.]. Введение в исследование операций. Пер. с англ. М. 1968. В. В. Шкурба.

ОПЕРАЦІЙ СИСТЕМА — набір операторів внутрішньої мови цифрової обчислювальної машини, що доступний програмістові для написання програми. О. с. ЦОМ і способи

задавання адрес операндів становлять команд систему ЦОМ. О. с. є одним з осн. факторів, від яких залежить проблема організації ЦОМ, тобто орієнтація на ефективне розв'язання одного або кількох класів задач.

Розвиток О. с. тісно пов'язаний з розвитком методів керування обчисл. процесом у ЦОМ і структурі її загалом. Розрізняють такі типи О. с.: 1) О. с. з однопрограмною роботою й записом програми мовою простих машинних команд; 2) з мультипрограмною роботою й записом програми мовою машинних команд; 3) з однопрограмною роботою й записом програми конструкціями мови високого рівня; 4) з мультипрограмною роботою й записом програми конструкціями мови високого рівня.

У перших ЦОМ була О. с. виключно 1-го типу. Їхні О. с. містили мінімально потрібні набори операцій для арифм. обчислювань. Приблизний склад О. с. цього типу — арифм. операції з фіксованою комою (іноді й з плаваючою), прості логічні операції (кон'юнкція, диз'юнкція, додавання за модулем 2 тощо), операції керування логіч. переходами в програмі, найпростіші операції введення—виведення, операції арифм. Найрозвинутіші ЦОМ з О. с. 1-го типу мали в своєму складі й операції, що безпосередньо належать до керування обчисл. процесом — операції переривання обчислень з передаванням керування в заздалегідь визначені комірки оперативної пам'яті, операції керування рівнями типами зовн. пристроїв (ізографікобудувальники, алфавітно-цифровий вивід). Прикладами ЦОМ з О. с. 1-го типу є машина «М-20» (її одиотипні з нею) та всі ЦОМ фірми IBM, що їх розроблено до появи «IBM-360» («IBM-709», «IBM-7030»).

О. с. 2-го типу в розвитку О. с. 1-го типу: так, склад О. с. було поповнено потужнішими арифм. операціями, зокрема операціями над короткими й довгими словами, операціями над кодами, символами, операціями упаккування й розпакування кодів відповідно до заданої маски, різних операцій переривання, що надходять ззовні та від пристроїв машини тощо. В складі О. с. 2-го типу з'явилися операції для спликування програми з операційною системою чи для захисту умовної (математичної) пам'яті користувача. Крім операцій, що їх реалізують схемою, використовують макрооперації (екстракоди), тобто підпрограми, які постійно зберігаються в ЦОМ і які не займають матем. пам'яті машини користувача. Така О. с. дає змогу організовувати обробку операндів, які зберігаються не лише в пам'яті, а й в адресованих регістрах ЦОМ. Прикладами ЦОМ з О. с. 2-го типу є «IBM-360» та подібні до неї і «БЭСМ-6».

О. с. 3-го типу пов'язана з розробкою ефективних засобів взаємодії людини з обчислювальною машиною в процесі розв'язування задачі. Вхідна мова в таких ЦОМ це мова, близька до звичайної матем. мови, а внутр. мова (а, отже, й О. с.) близька до вхідної мови. Ця близькість або взагалі виключає

етап трансляції під час підготовки й налаштування алгоритму розв'язування задачі, або потребує лише дуже простого транслятора. Прикладом ЦОМ з таким типом О. с. є машина «МНР».

О. с. 4-го типу характеризується тим самим властивостями, що й О. с. 3-го типу, але ЦОМ з О. с. 4-го типу призначена для мультипрограмною роботи, отже в ній є потрібні для цього операції, напр., ЦОМ «IBM-360» модель 30 з реалізацією мови високого рівня ЕЙЛЕР як внутр. мови.

Важливим засобом переходу від однієї О. с. до іншої є емуляція О. с., яка полягає в тому, що на зовнішній машині моделюють О. с. старої машини (програмними або структурними засобами). Запровадження емуляції О. с. зумовлюється двома факторами: наявністю значної кількості програм для старих ЦОМ, якими не користуються, але фонди програм, наладжених для цих ЦОМ, можна використувати й надалі, і, по-друге, кваліфікацією й досвідом програмістів, які в цьому разі можуть скласти програму на найзручніший для них мові (системі операцій). Іноді термін «О. с.» замінюють терміном «мабір операцій».

Див. також *Мова ЦОМ внутрішня*.

Лит.: Ляшенко В. Ф. Программирование для цифровых вычислительных машин М-20, Г. М. З-М. ВЭСМ-4, М-220 М., 1967 (библиогр. с. 619) 1 а у з м о в В М (та ін.). Вычислительные машины с развитыми системами интерпретации К., 1970 (библиогр. с. 254—257) 1 Вычислительная система «IBM 360». Пер. с англ. М., 1969; Weber H. A method of simulating implementation of EILPER on IBM system 360 model 30 «Communications of the Association for Computing Machinery», 1967, v. 10, № 9.

А. О. Якуба.

ОПЕРАЦІЙНА СИСТЕМА — комплекс програм, які здійснюють керування обчислювальним процесом і реалізують найзагальніші алгоритми обробки інформації на певній цифровій машині. Перші О. с. створено в 1953—54 в США. У 1955 розроблено вже досить розвинену О. с. для машини «IBM-704». При створенні перших О. с. прагнули скоротити час налаштування програм вручну за пультом машини і, по можливості, мінімізувати час, що його витрачає оператор для підготовки задач до розв'язування. З цією метою створено серію обслуговувальних, керуючих та налаштовувальних програм, які постачали програмістові інформацію, необхідну для аналізу роботи програми за письмовим столом, а не за пультом машини. З розвитком вхідних мов постала потреба автоматизувати процеси викликання відповідних трансляторів, завантажування під трансляційних програм у пам'ять та процес пам'яті розподілу.

Особливе значення для розвитку О. с. мала ідея багатопрограмної обробки інформації. Найбільш довершеного вираження ця ідея набула при розробці О. с. для машини «ATLAS» (Англія). Цю систему слід вважати за родючацькою сучасних О. с., які складаються з десятків і сотень тисяч команд і практично повністю автоматизують зовн. і внутр. організацію обчисл. процесу на машині.

Усталеної класифікації О. с. немає. Причиною цього є, очевидно, складність самих систем, постійний їхній розвиток і поява нових різновидів. Для деяких окремих випадків класифікація О. с. можлива і загальноприйнята. Так, напр., виділяють два класи О. с., які характеризуються способом доступу користувача до ЦОМ: одні О. с. допускають безпосередній доступ користувача до ЦОМ, а інші передбачають посередників між користувачем і ЦОМ в особі операторів, які приймають завдання користувачів і видають їм розв'язки. О. с., що допускають користування до ЦОМ без посередництва оператора, застосовують у системах розподілу часу (див. *Діалоговий режим*, *Обробка інформації в режимі розподілу часу*) та в автоматизованих системах управління підприємством. О. с., якими можна користуватися при посередництві оператора, застосовують при пакетній обробці інформації. Особливі О. с. необхідні для обчисл. процесу на ЦОМ, що працюють у системах керування тех. і технолог. об'єктами (див. *Обробка інформації в реальному масштабі часу*).

Осн. функціями О. с. є вмісне керування обчисл. процесом та реалізація алгоритмів обробки інформації загального для даної машини і класу задач призначення, напр., трансляція, редагування, упорядковування, сортування тощо. Відповідно до такого розподілу функцій О. с. програми, що входять до неї, прийнято поділяти на *керуючу програму* та оброблювальні програми (частину оброблювальних програм, які виконують суто допоміжні функції, наз. програмами обслуговувальними). Керуючу програму можна розглядати як своєрідне «програмне продовження» пристрою керування ЦОМ. Внаслідок функціонування О. с. користувач має у своєму розпорядженні якусь уявну (віртуальну) машину, програмно імітовану на реально працюючій машині. Внутр. мову віртуальної машини розширено порівняно з мовою реальної машини додатковими інструкціями, що їх виконують керуючі програми (див. *Макрокоманда*). Тех. параметри віртуальної машини дещо нижчі, ніж реальної, особливо за багатопрограмною обробкою інформації. Так, швидкість віртуального процесора з погляду користувача нижча, ніж реальною, бо реальний процесор може виконувати паралельно кілька програм. Осн. функціями керуючої програми О. с. є керування завданнями, розподіл пам'яті, керування обміном, керування даними, реакція на нерегулярні ситуації, ведення протоколу обчисл. процесу та керування оброблювальними програмами О. с., напр., трансляторами. Усі ці функції О. с. взаємопов'язані, тому чітко розмежувати їх не завжди можливо. Значущість тієї чи іншої функції залежить від зовн. та внутр. організації обчисл. процесу. Програми О. с. залежно від частоти звертання до них і необхідної швидкості виконання їх завжди містяться в оперативній (або довготривалій) пам'яті — т. з. резидентній чи нерезидентній частині О. с. Основною одиницею роботи ма-

тини є завдання. Характерною рисою завдань є їхня змістова цілісність (з погляду користувача) й незалежність одного від одного. Кожне завдання поділяють на кілька пунктів (кроків), які виконують послідовно відповідно до керуючих пропозицій, які задає користувач у завданні. Керуюча програма, розпізнавши черговий пункт, приймає його до виконання. При багатопрограмній обробці інформації окремі пункти, породжувані різними завданнями, виконуються практично паралельно відповідно до режиму роботи.

Найважливіші ф-ції керування в О. є виконують спец. плануючі програми, які аналізують потік завдань і попередньо розподіляють машинні ресурси (пристрої введення та виведення інформації ЦОМ пам'яті на дисках магнітних чи барабанах магнітних тощо). Інформація про ресурси, необхідні для задачі, міститься в т. з. паспорті задачі. Після розчленування на пункти завданням починають керувати програми, що їх об'єднують звичайно поняттям «супервізора». Супервізор віддає поточним забезпеченням задач ресурсами, керує розподілом пам'яті та процесами обміну з нагромаджувачами. Програми, які відповідають окремим задачам, розчленовуються здебільшого на кілька сегментів, які є одиничним завантаженням в оперативну пам'ять. Функціям супервізора в такий викили сегментів із зони нагромаджувачів для виконання їх, настроювання на дійсні адреси в оперативній пам'яті та забезпечення зв'язку між окремими сегментами (редуктування зв'язків). Часто ці ф-ції реалізують спец. програми *завантажувачі*. Особливо важливим є завантаження окремих сегментів якоїсь задачі на те саме місце оперативної пам'яті (так зв. перекриття). Керування даними полягає в організації на зовнішній апаратурі пристроїв зовнішніх каталогованої системи *масивів*, звертання до яких у програмах максимально наближено до звертання, прийнятого в алгоритмічних мовах високого рівня (напр., у мові КОБОЛ). Керування даними є необхідним в О. є призначених для автоматизованих систем управління підприємствами, інформаційно-дослідницьких систем та для інших застосувань, де потрібна організація архівів інформації на зовнішніх носіях.

У процесі роботи машини можуть виникати різні нерегулярні ситуації, пов'язані з несправностями самої машини (відмова і збої) чи помилковими діями оператора та користувача. При виникненні таких ситуацій керуюча програма реагує на вироблювану інформацію (напр., сигнали переривання), аналізує ситуацію і вживає заходів до *стабілізації несправностей ЦОМ*, її локалізації, якщо можливо, до автомат. усунення її виконанням резервної апаратури, відімкненням несправної машини чи переходу на режим роботи з неповним комплектом апаратури. Діагноза та рекомендації до усунення нерегулярної ситуації повідомляються операторові. У випадку, коли розв'язувати якусь задачу далі неможливо через аварію чи помилки в

програмі, керуюча програма видає т. з. «спосмертну інформацію», яка допомагає операторові (або користувачеві) одержати максимум відомостей про випадок, що стався, і не допустити повторення цієї помилки в наступному. Особливо складні ф-ції контролю й діагностики мають керуючі програми багатопроцесорних систем, які працюють у реальному масштабі часу (власне діагностика процесорів, забезпечення функціонування системи в разі виходу з ладу деяких процесорів тощо).

Треба, щоб увесь перебіг обчисл. процесу на машині автоматично протоколювався, особливо коли машину використовують багато споживачів, які працюють з терміналами (індивідуальних пультах) та коли машину використовують у автоматизованих системах управління. Протоколювання необхідно для розрахунку оплати за експлуатацію машини і для одержання первинної документації при виникненні різних конфліктних ситуацій у стосунках з користувачами. До протоколу входять відомості про витрати машинного часу (окремо по центр. процесорів та зовн. пристроях для виконання кожного завдання користувача, про дії оператора та користувача в регулярних і нерегулярних ситуаціях). Відомості про процес нагромаджуються звичайно в зовн. пам'яті машини і на вимогу оператора їх можна виводити на пристрій відображення або на друкувальний пристрій. Деякі відомості виводить керуюча програма. Оброблювальні програми зг. призначення (транслятори, завантажувачі тощо) перебувають під безпосереднім контролем керуючої програми, яка викликає їх і забезпечує ресурсами. Після закінчення роботи завантажувача О. є бере на себе керування завантаженою програмою. В деяких випадках зв'язок між керуючою програмою і системою програмування, яку реалізує транслятор, буває такий тісний, що включити до О. є. ще одну систему програмування практично неможливо. Таке взаємне переплетіння керуючої програми й системи програмування трапляється здебільшого в системах, орієнтованих на режим діалога. А здебільшого до О. є. можна включати довільну кількість систем програмування на базі процедурно- або машинно-орієнтованих відносно мов програмування. В цьому разі О. є. наз. відкритою щодо систем програмування. Трансляція з усіх мов програмування високого рівня провадиться звичайно на одну мову машинно-орієнтовану (мову макроасемблера), яка включає всі макрокоманди О. є. Керуюча програма в процесі функціонування ЦОМ взаємодіє, з одного боку, з оператором та користувачами, приймаючи й виконуючи їхні інструкції, а з другого — з виконуваними програмами, розшифровуючи макрокоманди, що надходять, і керуючи процесом виконання їх. Відповідно до цих видів взаємодії розрізняють два види мов О. є.: мову спілкування операторів і користувачів з О. є. та мову спілкування виконуваних програм з О. є. (мову макрокоманд). Мова спілкування операторів та користувачів

в О. с. містить інструкції, які задаються системою з основного (центрального) пульта оператора чи з терміналі користувачів, та повідомлення, які видає машина. При режимі пакетної обробки інформації значна частина інструкцій міститься за т. з. керуючих перфокартах, які вводять разом з програмою й початковими даними задачі. До інструкцій належать команди на введення або завершення завдання, команди зміни пріоритетів завдань, команди, які встановлюють чи змінюють порядок робіт по виконанню завдання, повідомлення оператора про системи конфігурації машини, зазначення носіїв, на яких розміщена потрібна інформація, тощо. Чимало повідомлень інформаційного характеру, визначок операторові чи користувачеві щодо виконання певних дій (підготувати носії інформації, забезпечити завантаження пристроїв перфокартами, повідомити пароль, вжити заходів щодо усунення несправностей у пристроях тощо) О. с. видає без спец. запитів з боку користувача чи оператора. До мови спілкування виконуваних програм з О. с. (мова макрокоманд) входять заявки на виконання окремих системних процедур, на формування масивів (файлів), на надання програм ресурсів, на введення й виведення інформації тощо. Існує й внутр. мова О. с., яка включає засоби обміну інформацією між окремими модулями О. с., способи описування робіт усередині системи та ланок окремих процедур системи на виконання функцій, які належать іншим процедурам.

О. с. є однією з тих компонент математичного забезпечення ЦОМ, які змінюються найшвидше, бо для тех. чи мовного нововведення потрібно переглядати організацію обчислювального процесу. Заг. тенденції розвитку О. с. полягає в макс. поліпшенні взаємодії людини з обчислювальною машиною на всіх етапах процесу переробки інформації, усуненні всіх проміжних допоміжних верствань інформації в процесі цієї взаємодії, в оптим. використанні засобів обчислювальної техніки. Найефективнішим розвитком О. с. є запровадження режиму діалога, який став можливим лише з поширенням пристроїв відображення на базі електроннопроменевої трубки для відображення інформації (див. Екранний пульт). Швидко вдосконалення цих пристроїв, розширення їхніх функціональних можливостей спричиняться, безперечно, до подальшого розвитку форм діалога. Важливо, що в перспективі можливі є безпосередній обмін з машиною друкованою та графічною інформацією, запровадження пристроїв введення інформації з голосу. Важливим напрямом у розвитку О. с. є реалізація частини її функцій безпосередньо апаратними засобами. Дальша побудова багатопроцесорних ЦОМ (див. Обчислювальна система) веде до значного ускладнення О. с. Планувачі програми О. с. повинні розподіляти завдання або окремі кроки завдань між процесорами (тобто розпаралелювати обчисл. процес), синхронізуючи їхню роботу, бо тільки в цьому випадку можна до-

сягти макс. продуктивності багатопроцесорної ЦОМ. Крім того, щоб забезпечити максимум надійності роботи, треба, щоб у деяких випадках О. с. організувала дублювання виконання того самого завдання на кількох процесорах із забезпеченням взаємного контролю (напр., за мажоритарним принципом). Особливо зростають і ускладнюються функції О. с. у ЦОМ 4-го покоління, які об'єднують багато функціонально спеціалізованих процесорів. Іноді під терміном О. с. розуміють усю систему математичного забезпечення ЦОМ.

Дит. Корозев Л. М., Івановський В. П., Томиляк А. Н. Функції диспетчера операційної системи Б.Х.М.6. - Журнал вычислительной математики и математической физики, 1968, т. 8, № 6. Килбурн Т. Ховарт Д., Пайн Р. Программируемый реальный компьютер системы. - Информатика и физика, № 4, М., 1983. Margolin J. Programming real time computer systems. New York 1965. The functional structure of OS, IBM systems journals, 1966 v. 9, № 1. Prüggenmann F. W. Das Betriebssystem der Großrechenanlagen der Central Data 6000 Serie. - Матеріал К. (на Plattendrucksysteme, 6000, 15. Elektronische Datenverarbeitung, 1967, т. 3; Вертман Ж., Риган М., Ружичко Ж. Работа IBM с разделением времени. Пер. с франц. М., 1972.

Д. М. Королев, А. Л. Никитин.
ОПЕРАЦІЯ НАЙМЕНШОГО КОРЕЛЯ — операція, яка виставляє з кожної рекурсивної функції від n змінних $g(x_1, \dots, x_n)$ рекурсивну функцію $f(x_1, \dots, x_{n-1}) = \mu x_n g(x_1, \dots, x_n)$ від $n-1$ змінної. Значення $f(x_1, \dots, x_{n-1})$ дорівнює такому найменшому числу k , що $g(x_1, \dots, x_{n-1}, k) = 0$ і для всіх $s < k$ функція $f(x_1, \dots, x_{n-1}, s)$ визначена й не дорівнює нулеві. Якщо для певних фіксованих значень a_1, \dots, a_{n-1} такого k не існує, то $f(a_1, \dots, a_{n-1})$ вважають невизначеною при цих фіксованих значеннях.

ОПЕРАЦІЯ ПРИМІТИВНОЇ РЕКУРСІЇ — двоїста операція, широко застосовувана в теорії рекурсивних функцій. З кожної такої парою рекурсивних ф-цій, де одна ф-ція є функцією від $n+2$ змінних $h(x_1, \dots, x_{n+1}, x_{n+2})$, а друга — ф-цією від n змінних $g(x_1, \dots, x_n)$, О. п. р. виставляє ф-цію від $n+1$ змінних $f(x_1, \dots, x_{n+1})$ за такою схемою:

$$f(x_1, \dots, x_{n+1}, 0) = g(x_1, \dots, x_n),$$

$$f(x_1, \dots, x_{n+1}, n+1) =$$

$$h(x_1, \dots, x_n, n, f(x_1, \dots, x_n, n))$$

ОПИС ОБ'ЄКТА РОЗПІЗНАВАННЯ — точне або наближене представлення спостережуваного сигналу, що характеризує об'єкт розпізнавання, у вигляді якоїсь сукупності елементарних еталонних сигналів, узятих з даного скінченного набору, з зазначенням правил об'єднування цих сигналів. Правила об'єднування також треба брати з деякого заданого набору. Ці правила разом з набором елементарних сигналів є засобом для формального задавання множини різноманітних

складних сигналів. Напр., заїризноманітні зображення букв можна одержати взявши за елементарні сигнали зображення відрізків прямих ліній і дуг, а за правила об'єднання — правила з'єднання їхніх кінців. У цьому випадку зображення букв «Г», напр., можна описати за допомогою вертикального й горизонтального відрізків ліній допустимої довжини, з'єднаних так, що верхній кінець вертикального відрізка збігається з лівим кінцем горизонтального. Щоб знайти О. о. р., треба скласти з даних елементарних сигналів за даними правилами такий складний сигнал, який або точно відповів би розглянутому сигналові, або був у певному розумінні найкращим наближенням до нього. У першому випадку знаходження О. о. р. зводиться до задачі, аналогічної формально-синтаксичному аналізу. Другий, загальніший випадок, що відповідає наявності випадкових перехід, призводить до складнішої задачі оптимізаційного характеру. Див. Розпізнавання образів.

↑ Н. Винчик, М. А. Ковалевський.
ОПІР НЕГАТИВНИЙ — двополосний елемент електричного кола, напрям струму по якому протилежний напрямові струму в аналогічному опорі при однакових за величиною й напрямом напругах на цих елементах. Диференціальний О. н. (для приростів напруги й струму) мають деякі нелінійні елементи, напр., 4-шарові пекеровані діоди (диністри), прилади тліючого розряду (тунельні діоди тощо). На змінному синусоїдальному струмі реактивний опір індуктивності можна розглядати як О. н. порівняно з опором ємності. Ефект О. н. на постійному (струмі) одержують шляхом використання активних двополосників із зовнішніми джерелами енергії. Одну з можливих схем О. н. показано на мал. Якщо напругу джерела E обрати пропорційною вхідній напрузі $E = kU$, величина вхідного опору визначатиметься як $R_{\text{вх}} = \frac{U}{I} = \frac{1}{\frac{1}{k}}$, де k — коеф. пропорційності, I — величина струму. Якщо $k > 1$, вхідний опір стає негативним. При сумісному використанні кількох О. н. постає проблема стійкості їхньої роботи (див. *Стійкість моделі*). О. н. застосовують у радіоелектроніці, обчисл. техніці, в схемах електродного моделювання і т. ін.

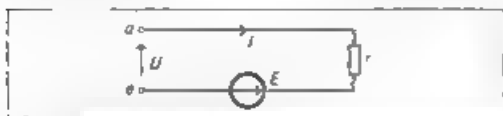


Схема негативного опору

ОПІР ЦИФРОВИЙ КЕРОВАННИЙ — послідовний (мал., а) або паралельний (мал., б) ланцюжок постійних резисторів, які вмикаються в коло за допомогою електромеханічних чи електронних реле, що збуджуються від відповідних розрядних мив пристрою або

ригання або вироблення керуючого цифрового позиційного коду. Для найпоширенішого в цифровій техніці двійкового коду розрядний опір r_j пропорційний степеневі двійки: $r_j = r_0 \cdot 2^j$ і керуючий n -розрядний двійко-

вий код $N_j = \sum_{j=0}^{n-1} \alpha_j 2^j$ змінюється в межах $N_{\min} = 1$ при $\alpha_n = 1, \alpha_j = 0$ ($j = 1, 2, \dots, n-1$) і $N_{\max} = 2^n - 1$ при $\alpha_j = 1$ ($j = 0, 1, 2, \dots, n-1$).

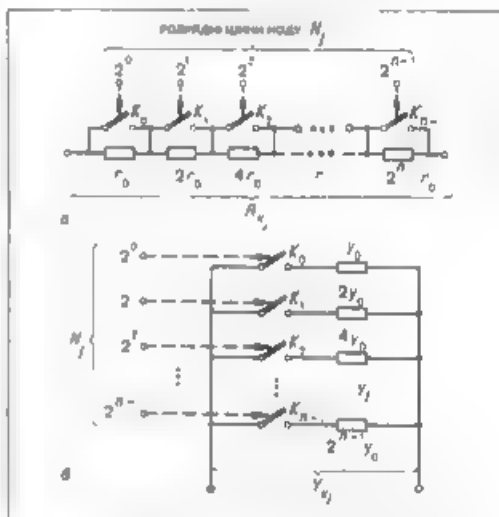


Схема кола постійних резисторів: а — з'єднаних послідовно б — вмикаємих паралельно.

1, 2, ..., $n-1$). Тут r_0 — опір молодшого розряду О. ц. к., пропорційний кодові $N_{\min} = 1$. Оскільки вмикання $\alpha_j = 1$ у j -й розрядній миві коду N_j відповідає розімкненому стану ключа K_j у схемі послідовного О. ц. к. і замкненому стану ключа K_j у схемі паралельного О. ц. к., опір R_{N_j} чи провідність Y_{N_j} між полюсами О. ц. к. пов'язані з керуючим кодом N_j співвідношеннями виду $R_{N_j} = r_0 N_j$ і $Y_{N_j} = y_0 N_j$, де $r_0 = \frac{1}{y_0}$. О. ц. к. може бути пов'язаний нелінійною залежністю і з керуючим кодом $R_{N_j} = r_0 P(N_j)$, якщо величина опорів r_0 вибрано за залежностями $r_j = f_j(N_j)$ або використано складніші послідовно-паралельні схеми вмикання резисторів у загальну схему О. ц. к.

Точність і швидкість О. ц. к. визначаються аналогічними характеристиками його складових — резисторів r_j та ключів K_j . Якщо використовують предпази резистори (типу МВС, МВСТ тощо), похибка О. ц. к. міститься в межах сотих часток процента при смузі пропускання близько кількох сот $\mu\text{с}$ для

електромагнітних ключів і сотень кзч — для напівпровідникових ключів.

О. п. к. використовують в аналого-цифрових і цифро-аналогових автомат. пристроях обробки інформації (як декодуючі блоки перетворювачів форми інформації, обчислювальні блоки комбінованого принципу дії), в цифрових інформаційно-вимірювальних системах, у блоках дистанційного керування настроювання контурів радіоприладів тощо. Дім. Солов'єв В. Б. [та ін.] Полупроводниковые кодирующие и декодирующие преобразователи напряжения Л, 1967 [бібліогр. с. 308-310].

В. В. Смолов.

ОПОРНА НАПРУГА — напруга, відносно якої провадять відлік іншої напруги. Такий відлік використовують для порівнювання вимірюваної напруги з еталонною як сигнал розумудження в схемах стабілізації напруги. **ОПОРНИЙ ПЛАН** — розв'язок системи лінійних обмежень у задачі лінійного програмування, що його не можна подати у вигляді лінійної комбінації інших розв'язків.

Система обмежень задачі програмування лінійного в канонічній формі має вигляд:

$$\sum_{j=1}^n A_{ij}x_j = b_i; \quad x_j \geq 0, \quad i = 1, \dots, m, \quad (1)$$

де $b = (b_1, \dots, b_m)^T$, $A_j = (a_{1j}, \dots, a_{mj})^T$,

($j = 1, \dots, n$) — відомі вектори, T — знак транспонування, а $X = (x_1, \dots, x_n)$ — вектор змінних. Розв'язок X є опорним планом тоді й тільки тоді, коли множина векторів A_j для яких $x_j > 0$, лінійно незалежна. Число додатних компонент О. п. не перевищує m . Якщо число цих компонент дорівнює m , О. п. наз. не виродженим, а множина відповідних векторів A_j утворює базис. Множина A_{j_1}, \dots, A_{j_m} є базисом задачі лінійного програмування з обмеженнями (1) тоді й тільки тоді, коли система

$$\sum_{i=1}^m A_{ij_i}x_{j_i} = b$$

має єдиний розв'язок $\hat{x}_{j_i} > 0$, $i = 1, \dots, m$.

Рівням О. п. відповідають різні базиси. Зворотне твердження справедливо лише в разі невиродженості всіх О. п. системи (1).

Лім. див. до ст. Програмування лінійне.

В. О. Трубин.

ОПТИМАЛЬНА ТОЧКА — така точка, в якій цільова функція досягає найбільшого (найменшого) значення. Див. також Допустимий вектор.

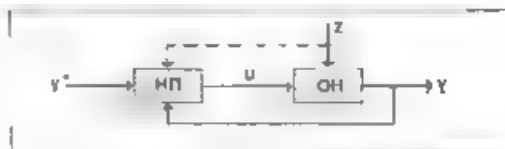
ОПТИМАЛЬНЕ ЗНАЧЕННЯ ФУНКЦІЇ — те саме, що й екстремум. Див. також Оптимізаційні методи чисельні.

ОПТИМАЛЬНИЙ ВЕКТОР — точка простору, яка є розв'язком задачі програмування математичного.

ОПТИМАЛЬНИХ ПАРАМЕТРІВ СИСТЕМИ ВИБІР — знаходження значень параметрів, які при існуючих обмеженнях забезпечують

найкращі показники якості системи. Задачі О. п. с. в. дуже часто виникають при дослідженні економ., тех. та інших типів систем, у кібернетиці — під час проектування систем автоматичного керування (САК).

У САК (мал.) О. п. с. в. тісно пов'язане з задачею синтезу оптим. керуючого пристрою (КП). На основі інформації, що надходить до нього, про завдання y^* , про вихідну величину у об'єкта керування (ОК) і, можливо, про заваду з КП виробляє й подає на ОК керуючі дії u .



Структурна схема системи автоматичного керування.

ОК характеризується залежністю його вихідної величини у від вхідних величин u та x :

$$y = f(u, x). \quad (1)$$

У заг. випадку y^* , u , x , а є векторами, а f являє собою якийсь оператор, який можна задавати системою алгебр., диференціальних чи інтегр. рівнянь. Інформація від y^* , у і x може надходити до КП по каналах з шумами (напр., похибки вимірювань). Позначимо через

\tilde{x} вектор з компонентами y^* , u , x , а через \tilde{y} — вектор, компоненти якого є вимірні значення величин y^* , u , x . Мета опт. керування полягає в досягненні екстремуму якоїсь величини J — критерію оптимальності. J в САК являє собою адекватний функціонал, який залежить від x та u . Критерій оптимальності J може правити за оцінку якості перехідного чи установного процесу в САК і відображувати тех. чи економ. показники системи. У задачі вибору параметрів керування формується у вигляді

$$u(t) = \varphi[c, \tilde{x}(t)] \quad (-\infty < t \leq t), \quad (2)$$

де φ — оператор КП заданої структури; $c = (c_1, \dots, c_N)$ — вектор параметрів оператора φ , які треба визначити. В результаті цього критерій оптимальності J стає функцією багатьох змінних (c_1, \dots, c_N) , і в заг. випадку його можна представити у вигляді умовного математичного сподівання

$$J(c) = M_x [Q(x, c)] = \int_x Q(x, c) P(x, c) dx, \quad (3)$$

де $Q(x, c)$ — функціонал вектора параметрів $c = (c_1, \dots, c_N)$ і вектора x , щільність розподілу якого може залежати від вектора c і дорівнює $P(x, c)$; x — простір векторів x . У детермінованому випадку $J(c) = Q(x, c)$.

Обмеження при такому підході зводяться до обмежень, які треба накласти на компоненти вектора c . Їх виражають у вигляді рівностей

$$g_i(c) = 0, \quad i = 1, 2, \dots, m_1 \quad (4)$$

і нерівностей

$$g_i(c) \leq 0, \quad i = 1, 2, \dots, m_2. \quad (5)$$

Використовуючи вирази (3) — (5), задачу О. п. с. в. у загальному вигляді можна сформулювати так: визначити оптимальний вектор параметрів e^* (e_1^*, \dots, e_N^*), який при обмеженнях (4) — (5) надає екстремуму функції $J(e)$. Розглянемо спочатку випадок, коли обмежень другого роду немає (обмеження першого роду можна виключити підстановкою до функціоналу). Якщо функція $J(e)$ допускає диференціювання, то вона досягає екстремуму при таких значеннях e_1, \dots, e_N , для яких її градієнт

$$\nabla J(e) = \left(\frac{\partial J(e)}{\partial e_1}, \dots, \frac{\partial J(e)}{\partial e_N} \right) = 0. \quad (6)$$

Вектори e , що задовольняють умову (6), наз. стаціонарними, або особливими. Умова (6) є необхідною умовою оптимальності. Достатньої умови екстремуму мають вигляд нерівностей відносно визначників, які містять частинні похідні 2-го порядку функціоналу J по всіх компонентах вектора e .

Розв'язати аналітичним шляхом нерівняння (6) для знаходження значень e в точках екстремуму майже завжди неможливо (крім елементарних випадків). У зв'язку з цим широкого розвитку й застосування набули алгоритми, методи — метод Гаусса—Зайделя, метод градієнта, найшвидшого спуску та ін. (див. *Оптимізаційні методи чисельні*). Напр., алгоритми оптимізації за методом градієнта при знаходженні мінімуму функціоналу $J(e)$ можна представити таким рекурентним рівнянням:

$$e[n] = e[n-1] - \gamma \cdot \nabla J(e[n-1]), \quad (7)$$

де γ — скаляр, n — номер кроку.

Більшість існуючих алгоритмів методів призначена для відшукування екстремумів локальних. Знаходження екстремуму глобального в складною і в загальному випадку ще не розв'язаною задачею.

Врахування обмежень типу нерівностей (4) полягає у використанні методу множників Лагранжа. Введемо функціонал

$$J(e, \lambda) = J(e) + \lambda^T g(e), \quad (8)$$

де $\lambda = (\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_{m_1})$ — пока що невідомий вектор множників Лагранжа, T — знак транспонування, $g(e) = (g_1(e), \dots, g_{m_1}(e))$ — вектор-функція. Тоді відшукування мінімуму функціоналу $J(e)$ при обмеженнях (4) зводиться до знаходження розв'язків такої системи рівнянь.

$$\left. \begin{aligned} \nabla_e J(e, \lambda) &= \nabla J(e) + G(e) \lambda = 0; \\ \nabla_\lambda J(e, \lambda) &= g(e) = 0, \end{aligned} \right\} \quad (9)$$

де

$$G(e) = \left\| \frac{\partial g_i(e)}{\partial e_j} \right\| \quad (i = 1, 2, \dots, N, \quad j = 1, 2, \dots, m_1)$$

— матриця розміру $N \times m_1$.

Коли є обмеження типу нерівностей (5), для розв'язування задачі О. п. с. в. треба використовувати методи *програмування математичного*.

Літ.: Фельдбаум А. А. Электронические системы автоматического регулирования. М., 1957; Красовский А. А. Интегральные оценки и критерии качества регулирования. В кн. Теория автоматического регулирования, т. 1. М., 1967. Цыпкин Я. З. Адаптация и обучение в автоматических системах. М., 1968 [бібл. огр. с. 347—381].

Д. Я. Караченко

ОПТИМАЛЬНИХ ПРОЦЕСІВ ТЕОРІЯ

теорія побудови оптимальної зміни в часі регульованих величин і керуючих діянь об'єктів. Головні завдання О. п. т. полягає в урахуванні обмежень, накладуваних на вхідні (керуючі) й вихідні величини об'єкта. Різні задачі, що характеризують окремі риси проблем, які становлять сутність О. п. т., траплялися ще у варіаційному численні й механіці. До них належать зироконі задачі варіаційного числення й динаміки польоту, задачі з односторонньою варіацією й задачі, які містять екстремалі в кутових точках. Але ці й подібні до них задачі розглядали раніше як винятки (особливий випадок) заг. теорії й через це не досліджували їх докладно. У крайньому разі до кінця доводили розв'язання лише деяких конкретних задач спец. прийомом.

Першою, істотно новою задачею О. п. т., стала висунута практикою автомат. регулювання задача про оптимальне швидкодій. Ця задача відіграла велику роль у підкріпті фундаментального положення О. п. т. — принципу максимуму, який є одним з осн. методів побудови оптимальних процесів. Некий об'єкт керування описувано дифер. рівняннями $\dot{x} = f(x, u)$, де $x = (x_1, \dots, x_n)$ — вектор стану, $u = (u_1, \dots, u_r)$ — вектор керування, t — час. У просторі станів задано дві точки x_0 і x_1 . Треба серед кусково-неперервних функцій, які задовольняють умову $u(t) \in U$, де U — задана множина r -вимірного простору, знайти оптимальний процес $u^*(t)$, за якого оптимальна траєкторія $x^*(t)$ проходить віддалі між x_0 і x_1 за найменший час, тобто $x^*(t_0) = x_0$, $x^*(t_1) = x_1$, $t_1^0 - t_0 = \min$. Задачу розв'язують, використовуючи *Принцип максимуму*; знайдеться такий ненульовий розв'язок $\Psi^0(t)$ рівняння

$$\Psi = - \frac{\partial H(x^0, \Psi, u^0)}{\partial x} \quad H(x, \Psi, u) = \Psi^T f(x, u),$$

що

$$H(x^0(t), \Psi^0(t), u^0(t)) = \max_{u \in U} H(x^0(t), \Psi^0(t), u),$$

$$H(x^0(t_1^0), \Psi^0(t_1^0), u^0(t_1^0)) \geq 0,$$

$$H(x^0(t), \Psi^0(t), u^0(t)) \equiv \text{const} \quad (t_0 \leq t \leq t_1^0).$$

На відміну від варіаційного числення, керування $u^0(t)$ порівнюється не лише з близькими точками з U , а й з усіма $u \in U$. В цьому сила й особливість принципу максимуму. Цей принцип було перенесено від задачі швидкодій на задачу з інтегральним

критерієм $J(u) = \int_{t_0}^{t_1} f_0(x, u) dt$, і згодом розв'язано її на задачі з рухомими лініями.

Якщо момент t_1 не закріплено, то оптимальне значення J_0^* в задачі з інтегральним критерієм задовольняє рівність

$$H(x^*(t_1^*), \Psi^*(t_1^*), u^*(t_1^*)) = 0,$$

$$H(x, \Psi, u) = \Psi' f(x, u) - \Psi_0 f_0(x, u).$$

Формулювання принципу максимуму істотно ускладнюється для задач з обмеженнями на фазові координати і для споріднених їм задач.

Принцип максимуму Понтрягіна поширено ще на задачі оптимізації об'єктів, описуваних рівняннями з відхиленням аргументом, рівняннями в частинних похідних, інтегральними, операторними та ін. рівняннями тощо (див. *Термінальне керування*). Для побудови обчислювальних алгоритмів оптим. керування розроблено різні методи спуску. Здебільшого вони є узагальненнями на варіаційні задачі методів програмування математичного, запропонованих для скінченновимірних задач: *градієнтного методу*, методу умовних градієнтів і методу проєкції градієнта. Обчислювання градієнта функціоналу $J(u)$ можна виконувати за формулою

$$\text{grad } J(u) = \frac{\partial H(x(t), \Psi(t), u(t))}{\partial u}.$$

При оптимізації лінійних систем ефективними виявилися методи переходу до скінченновимірних двох задач. Принцип максимуму має особливо важливе значення при побудові програмних оптим. систем автомат. керування.

Для практики оптим. систем автомат. керування більш прийнятним є керування типу *зворотного зв'язку* (як функція фазових координат системи). За допомогою принципу максимуму в деяких випадках можна здійснювати синтез оптим. керувань типу зворотного зв'язку. Але найбільшим успіхом у цьому напрямі супроводжується метод *програмування динамічного Беллмана*, заснований на *Беллманових принципах оптимальності*, який справедливий, зокрема, й для наведених вище критеріїв. Цей метод приводить до функціональних рівнянь відносно функції Беллмана й оптим. керувань. Прикладом ідалого встановлення методу динамічного програмування є задачі мінімізації функціоналу

$$J(u) = \int_{t_0}^{\infty} \left\{ \sum_{i=1}^n \alpha_i x_i^2(t) + c u^2(t) \right\} dt, \quad \alpha_i > 0$$

на траєкторіях лінійної системи (задача Льютова про аналітичне конструювання регуляторів). У цій задачі оптимальне керування є лінійною комбінацією фазових координат системи.

Літ. Льютов А. М. Аналитическое конструирование регуляторов. «Автоматика и телемеханика»,

1960, № 4—6. Дубовицкий А. Я., Миллутин А. А. Задача на экстремум при наличии ограничений. «Журнал вычислительной математики и математической физики», 1965, т. 5, № 3. Кирilloва Ф. М. Об одном направлении в теории оптимальных процессов. «Автоматика и телемеханика», 1967, № 11. Красовский Н. М. Теория управления движением М., 1968 [библиогр. с. 448—472]. Понтрягин Л. С. [то же]. Математическая теория оптимальных процессов. М., 1969 [библиогр. с. 383—384]. Зельман Р. Динамическое программирование. Пер. с англ. М., 1960.

Р. Габасов, Ф. М. Кириллова.
ОПТИМАЛЬНОГО КЕРУВАННЯ ТЕОРІЯ — математичний розділ *автоматичного керування теорії*, який досліджує властивості траєкторій динамічних систем, що є оптимальними за якимсь критерієм (швидкістю, мінімальною вагою, мінімумом витрат тощо). О. к. т. з'явилася в середині 50-х рр. 20 ст. на базі задач, які вивчає теорія автомат. регулювання, переважно задач, що стосуються керування рухомими об'єктами. Задачі оптим. керування (ОК) виникають скрізь, де людина може впливати на перебіг процесу. Так, кравчучи автомобілем, водій має, наприклад, кермо для поворотів, перемикач швидкостей, за допомогою яких він може змінювати характер руху; в розпорядженні пілота літака й капітана судна є засоби, що дають їм можливість на свій розсуд змінювати процес керування; керуючі «важелями» в економіці зовсім інші, але з точки зору спеціаліста з О. к. т. це те ж має значення. На перебіг економ. процесів можна впливати за допомогою таких керувань, як ціни, переважний розвиток окремих галузей пром-сті тощо. При керуванні кожним об'єктом керування ставиться певна задача. Так, наприклад, ракета повинна виставити супутник на задану висоту, економіка має досягти певного рівня, судно має прийти в порт призначення тощо. І зовсім не байдуже, якими засобами буде розв'язано поставлену задачу. На практиці завжди є певний критерій якості, що характеризує «ціну», яку доводиться сплатувати за досягнення мети.

Розгляд усіх перелічених вище конкретних задач приводить до такої матем. постановки задачі оптим. керування. Задано об'єкт, координати якого описуються n -вимірним вектором $x = \{x_1, \dots, x_n\}$. Коорд. об'єкта змінюються в часі відповідно до системи диф. рівнянь

$$\dot{x}_i = f_i(x, u), \quad i = 1, \dots, n, \quad (1)$$

де $f_i(x, u)$ — функції x та r -вимірному вектору керування $u = \{u_1, \dots, u_r\}$. Вектор x , що характеризує положення об'єкта, наз. *вектором фазових координат*. Якщо задано початковий стан об'єкта x^0 та функцію керування $u(t)$, то при деяких припущеннях система (1) однозначно визначає траєкторію об'єкта $x(t)$, що її наз. *фазовою траєкторією*. Як правило, на керування й накладають деякі обмеження. В заг. випадку вони полягають у тому, що в кожен момент часу вектор $u(t)$ має належати якійсь множині U , яка є підмножиною r -вимірного

простору. Нехай, крім того, задано початкову точку x^0 та кінцеву точку x^1 фазового простору. Розглянемо всі можливі керування $u(t)$ й моменти часу t_0 й t_1 , $u(t) \in U$ для всіх $t_0 \leq t \leq t_1$, такі, що траєкторія $x(t)$ системи (1), яка відповідає початковому положенню $x(t_0) = x^0$ й керуванню $u(t)$, потрапляє в момент часу t_1 в точку x^1 , тобто $x(t_1) = x^1$. З-поміж цих керувань треба обрати одне, для якого значення функціоналу

$$I = \int_{t_0}^{t_1} f_0(x(t), u(t)) dt \quad (2)$$

мінімальне. Керування і траєкторію, які є розв'язком цієї задачі, наз. відповідно оптимальним керуванням та оптимальною траєкторією. Оскільки точки x^0 та x^1 є фіксованими, сформульовану задачу ОК наз. задачею з фіксованими (закріпленими) кінцями.

Для того, щоб поставлена задача мала матем. сенс, звичайно роблять такі припущення: функції $f_i(x, u)$, $i = 1, \dots, n$ неперервні та сукупність x та u неперервно диференційовні по x . Потім необхідно чітко обмежити клас допустимих керувань. Звичайно це вимірні й обмежені функції $u(t)$ такі, що $u(t) \in U$ для всіх t , $t_0 \leq t \leq t_1$. Часто розглядають класи кусково-неперервних або кусково-сталих функцій.

Сформульована вище задача є задачею вибору програмного керування, бо тут керування обирають як функцію часу. Задачу цю найбільш вичаєно. Менш вичаєно задачу синтезу оптим. керування, коли треба обрати керування u як функцію фазових координат x .

У деяких випадках фіз. міркування змушують обрати таке керування, щоб фазова траєкторія, яка йому відповідає, задовольняла деякі обмеження: напр., $x(t) \in D$ для всіх $t_0 \leq t \leq t_1$, де D — якась область в n -вимірному просторі (див. *Простір абстрактний*), або вздовж траєкторії повинна виконуватись умова $g(x(t)) \leq 0$, де $g(x)$ — задана функція. Умови типу $x(t) \in D$ або $g(x(t)) \leq 0$ наз. **фазовими обмеженнями**, а відповідну задачу — задачею оптим. керування в фазових обмеженнях. Траєкторію системи (1), яка задовольняє фазові обмеження, наз. *траєкторією допустимою*. У вивченні задач О. к. т. виділяють три напрями досліджень. По-перше, це побудова необхідних і достатніх умов оптимальності, тобто таких умов, які якнайточніше характеризували б опт. траєкторію (див. *Оптимальність необхідні умов*). По-друге, розв'язок задачі оптим. керування існує не завжди, тому необхідно сформулювати деякі достатні умови, за яких можна гарантувати існування розв'язку. Для задачі про опт. швидкодію, тобто для випадку, коли у виразі (2) $f_0(x, u) \equiv 1$ можна навести такі умови, що гарантують існування розв'язку: а) існує таке допустиме керування, що траєкторія, яка йому відповідає, проходить через точки

x^0 та x^1 ; б) множина $f(x, U)$, яку перебігає вектор $f(x, u) = \{f_1(x, u), \dots, f_n(x, u)\}$, опукла, коли вектор u перебігає множиною U ; в) для якоїсь константи C справджується нерівність

$$\left| \sum_{i=1}^n x_i f_i(x, u) \right| < C \left(1 + \sum_{i=1}^n x_i^2 \right).$$

Третій напрям досліджень в О. к. т. — розробка обч. методів для розрахунку оптим. керування. Вже розроблено досить ефективні алгоритми розв'язування широкого кола задач.

Один з підходів до розв'язування задач О. к. т. дає теорія програмування динамічного. Застосовність цього підходу в теоретичному плані обмежена, бо здебільшого не ясно, чи має потрібні властивості та функція, яка повинна існувати при цьому підході. Проте в ряді задач цей підхід дає повний розв'язок і дає змогу розв'язати задачу синтезу оптим. керування. Підхід теорії динамічного програмування до розв'язування задачі оптим. керування ґрунтується на тому факті, що відрізок можливої оптим. траєкторії є також оптимальним з-поміж усіх траєкторій, що з'єднують початкову й кінцеву точки відрізка. Зокрема, для задачі оптим. керування за швидкодією це приводить до такого результату. Нехай точку x^1 , в яку переводиться об'єкт, зафіксовано і розв'язується сім'я задач оптим. керування для різних початкових станів x . При цьому нехай $T(x)$ — оптим. час переходу з точки x у точку x^1 . Тоді, якщо функція $T(x)$ неперервно диференційовна по x , то функція $m(x) = -T(x)$ задовольняє співвідношення

$$\max_{u \in U} \sum_{i=1}^n \frac{\partial \omega(x)}{\partial x_i} f_i(x, u) = 1.$$

Отже, розв'язування першої задачі оптим. керування можна звести до розв'язування якогось нелінійного рівняння в частинних похідних.

В останні роки О. к. т. набуває застосування в нових галузях. Тут передусім слід відзначити задачі керування об'єктами з дискретним часом і задачі керування об'єктами з розподіленими параметрами. Об'єкти в дискретним часом характеризуються тим, що стан об'єкта описується лише в фіксовані моменти часу $k = 1, 2, \dots$ і динаміка об'єкта задається рівняннями $x^{k+1} = f_1(x^k, u)$, $k = 1, \dots, n$, де верхній індекс k означає момент часу. Теорію керування об'єктами в дискретному часі добре розроблено порівняно з теорією керування об'єктами з розподіленими параметрами, де поведінка об'єктів описується рівняннями в частинних похідних (тут одержано лише деякі окремі результати, а закінченої теорії ще не існує).

Лит. Красовский Н. Н. Теория управления движением М., 1968 (библиогр. с. 443–472); Понтригин Л. С. (та ін.) Математическая теория оптимальных процессов. М., 1969 (библиогр. с. 383–384); Болтянский В. Г. Математические методы оптимального управления М., 1969; Болдырев Р. Процессы регулирования с адаптацией. Пер. с англ. М., 1964. Б. М. Писечный

ОПТИМАЛЬНОСТІ НЕОБХІДНІ УМОВИ — характеристичні властивості оптимальної функції (вектора) в задачі програмування математичного. Форми О. н. у. залежить від форми, в якій задають допустимі множини. Вперше загальні О. н. у. для екстремальних задач при наявності обмежень у вигляді рівностей сформулював Лагранж (див. *Лагранжів правило множників*). В 1951 амер. математик Г. Куи та А. Таккер сформулювали необхідні й достатні умови оптимальності точки x^* в задачі програмування оптимізації, тобто в задачі відшукування

$$f_0(x^*) \equiv f_0(x_1^*, \dots, x_n^*) = \max \{f_0(x) : f_j(x) \equiv f_j(x_1, \dots, x_n) \leq 0, f = 1, \dots, m; x \geq 0\}, \quad (1)$$

де ф-ція $f_0(x)$ вгнута, а всі ф-ції $f_j(x)$, $j = 1, \dots, m$ — опуклі. Для того, щоб вектор x^* був розв'язком задачі (1), коли допустима множина $\Omega = \{x \geq 0 : f_j(x) \leq 0, j = 1, \dots, m\}$ містить внутр. точку, тобто $\exists x^* \in \Omega$ ($f_j(x^*) < 0, j = 1, \dots, m$), необхідно й достатньо, щоб знайшовся невід'ємний вектор u^* , який разом з вектором x^* є сідовою точкою ф-ції Лагранжа $F(x, u) = f_0(x) - \sum_{j=1}^m u_j f_j(x)$, тобто $F(x, u^*) \leq F(x^*, u^*) \leq F(x^*, u)$ для всіх $x \geq 0, u \geq 0$. А якщо функції $f_j(x)$, $j = 0, 1, \dots, m$ — це й диференційовні, то для оптимальності вектора x^* необхідно й достатньо, щоб знайшовся невід'ємний вектор u^* , який разом з вектором x^* задовольняє таку систему рівнянь і нерівностей

$$\nabla f_0(x) - \sum_{j=1}^m u_j \nabla f_j(x) \leq 0,$$

$$x_1 \frac{\partial}{\partial x_1} \left(f_0(x) - \sum_{j=1}^m u_j f_j(x) \right) = 0, \quad (2)$$

$$i = 1, \dots, n,$$

$$f_j(x) u_j = 0, \quad j = 1, \dots, m, x \geq 0, u \geq 0,$$

$$\text{де } \nabla f(x) = \left(\frac{\partial f(x)}{\partial x_1}, \dots, \frac{\partial f(x)}{\partial x_n} \right).$$

Якщо ф-ція $f_0(x)$ і множина Ω не опуклі, то умови (2) є лише необхідними умовами оптимальності вектора x^* . Зазначені О. н. у. є безпосереднім узагальненням класичного правила множників Лагранжа на задачі відшукування екстремуму функції при обмеженнях у вигляді нерівностей.

Осн. матем. апаратом, який використовують при побудові О. н. у. для задач матем. програмування у скінченновимірному просторі, є теорема віддільності опуклих множин та теорія лінійних нерівностей. Дослідження необхідних умов екстремуму для задач матем. програмування в нескінченновимірних просторах

набуло особливого значення у зв'язку з задачами оптим. керування. Вперше необхідні умови екстремуму функціоналу на множині банахового простору сформулював 1940 рад. математик Л. В. Канторович. В середині 50-х рр. рад. математик Л. С. Понтрягін сформулював у вигляді принципу максимуму необхідні умови екстремуму для задач оптим. керування (див. *Понтрягін принцип максимуму*). На початку 60-х рр. рад. вчені О. Я. Дубовицький та О. О. Мілютін побудували заг. теорію необхідних умов і розвинули техніку побудови таких умов для широкого класу задач матем. програмування. Зокрема, їм вдалося здійснити викладення оптимального керування теорії в загальній теорії О. н. у.

Суть заг. теорії О. н. у. полягає ось у чому. Нехай потрібно відшукати

$$f_0(x^*) = \max \{f_0(x) : x \in \Omega, f = 1, \dots, m, x \in L\}, \quad (3)$$

де Ω_j — множина в банаховому просторі B , а L — якийсь многовид цього простору. Нехай для кожної Ω_j існує опуклий конус K_j такий, що для кожного $\zeta \in K_j$

$$x(t) = x^* + \zeta' \in \Omega_j, \quad (4)$$

для досить малих t та ζ' , для яких $\|\zeta - \zeta'\| \leq \varepsilon_1$. Надалі вважаємо, що існує дотичний до L підпростір Z , тобто для всякого $\zeta \in Z$ знайдеться такий вектор $r(t)$, що $\zeta(t) = x^* + \zeta + r(t) \in L$ для досить малих t і при цьому $\|r(t)\|/t \rightarrow 0$ при $t \rightarrow 0$. Крім того, нехай існує опуклий конус K_0 , для будь-якого елемента ζ якого виконується умова (4) для $\Omega_0 = \{x : f_0(x) > f_0(x^*)\}$. Тоді справедливо такі твердження (теорема Дубовицького—Мілютіна): для того, щоб точка x^* була розв'язком задачі (3), необхідно, щоб

$$K_0 \cap K_1 \cap \dots \cap K_m \cap Z = \emptyset.$$

Нехай

$$K_j^* = \{\varphi \in B^* : \varphi(x) \geq 0, \forall x \in K_j\},$$

$$Z^* = \{\varphi \in B^* : \varphi(x) = 0, \forall x \in Z\},$$

де B^* — простір, спряжений з банаховим простором B , а \emptyset — пуста множина. Щоб конуси K_0, K_1, \dots, K_m і Z не перетинались, необхідним і достатнім є існування функціоналів $\varphi_0 \in K_0^*, \varphi_1 \in K_1^*, \dots, \varphi_m \in K_m^*, \varphi \in Z^*$, а-поміж яких прийнятий один відіривається від 0, і таких, що $\varphi_0 + \varphi_1 + \dots + \varphi_m + \varphi = 0$ (друга теорема Дубовицького—Мілютіна). На основі цієї теореми вдається однаковим чином одержувати різні результати — від класичних теорем двоїстості в програмуванні лінійному до принципу максимуму Понтрягіна.

О. н. у. мають не тільки самостійне значення. Вони відіграють важливу роль у створенні обчислювальних алгоритмів для ефективного відшукування оптим. точки x^* . На основі теорії О. н. у. вдалося з новою точкою зору осмислити деякі класичні результати теорії чебишовських наближень, проблеми моментів тощо.

Р. А. Поляк, М. О. Примак.

ОПТИМАЛЬНОСТІ ПРИНЦИП — принцип, на якому базується теорія програмування динамічного. Згідно О. п. кожна точка оптимальної траєкторії має ту властивість, що відрізок траєкторії, який починається з цієї точки, також оптимальний. Інакше кажучи, оптимальна поведінка має ту властивість, що яка б не була початкова поведінка, наступні розв'язки повинні бути оптимальними відносно вже реалізованого стану. *В. М. Писемський.*

ОПТИМІЗАТОР АВТОМАТИЧНИЙ — пристрій, що автоматично відшукує й підтримує такі значення регулюючих діянь, за яких якась безпосередньо вимірювана величина, що характеризує показник якості роботи об'єкта, максимально наближається до екстрем. значення — мінімуму чи максимуму. Функції О. а. можуть здійснювати і спеціалізований пристрій (див. *Результат екстремальний*), і спеціалізована цифрова обчислювальна машина. У першому випадку йдеться звичайно про О. а., що реалізують найпростіші алгоритми пошуку, а в другому — про О. а., що розв'язують задачі оптимізації при наявності обмежень, які є функціями координат об'єкта. Для розв'язування таких задач з обмеженнями адаються до методів лінійного чи нелінійного програмування. Оскільки на регулюючі діяння накладено обмеження, то здебільшого положення, що відповідає екстремуму, досягти не вдається, а О. а. відшукує тільки режим роботи об'єкта, найближчий до екстремуму.

Розрізняють локальний і глобальний О. а. Локальний призначений для роботи з об'єктом, що має характеристику тільки в одних екстремумі, глобальний — для роботи з об'єктом, характеристика якого має кілька екстремумів. Призначення глобального О. а. — знайти найбільший (або найменший) з усіх можливих екстремумів. О. а. застосовують для оптимізації роботи складних впром. об'єктів: ректифікаційних колон, установок крекінгу нафти, пролізу, конверторів тощо. *Див. Самонастрайваючі системи. Справочник. К., 1969 [бібліогр. с. 527-528].*

В. Ю. Мандрусович-Сотолов.

ОПТИМІЗАЦІЯ МЕТОДИ ЧИСЕЛЬНІ — методи побудови алгоритмів, за допомогою яких можна відшукувати мінімальне (максимальне) значення функції $f(x)$ (де x — елемент якого простору E) і точку x_0 , в якій це значення реалізується. Область визначення функції $f(x)$ може збігатися з усім простором E , або ж обмежуватися певними умовами $x \in Q$ (Q — якась множина з E). Відповідно до цього розглядають або задачі оптимізації без обмежень (відшукування безумовного екстремуму), або задачі з обмеженнями (задачі на умовний екстремум). Якщо у допустимій області Q зміню аргументу x є кілька точок, які реалізують локальні мінімуми функції $f(x)$, то можна розглядати дві задачі оптимізації: відшукування локального (відносного) мінімуму та відшукування глобального (абсолютного) мінімуму. О. м., використовуваний для розв'язування різних оптимізаційних

задач, багато в чому залежать від властивостей мінімізованої ф-ції, — неперервності, опуклості тощо.

Розглянемо методи мінімізації опуклих диференційованих функцій (у цьому випадку локальний екстремум є й глобальним). Припустимо, що E — гільбертів простір (див. *Простір абстрактний у функціональному аналізі*), (x, y) — скалярний добуток елементів $x, y \in E$; $f'(x_k) \equiv f'_k$, $f''(x_k) \equiv f''_k$ — відповідно перша й друга (сильні) похідні ф-ції $f(x)$ в точці x_k .

При розв'язуванні задач оптимізації без обмежень найчастіше застосовують методи спуску (релаксаційні методи, методи допустимих напрямів). В цих методах послідовні наближення до розв'язку будують за ф-лою

$$x_{k+1} = x_k + \alpha_k p_k, \quad k = 0, 1, \dots \quad (1)$$

де p_k — вектор, що задовольняє умову $(f'_k, p_k) < 0$, α_k — скалярний множник, що визначає величину кроку в напрямку p_k . Різні способи вибору вектора p_k й параметра α_k , що гарантують виконання умови $f'_k \rightarrow 0$ при $k \rightarrow \infty$, визначають різні алгоритми оптимізації.

Градінтний метод — історично перший О. м. — було використано в працях франц. математика О. Л. Коші (1789—1857). У цьому методі з формули (1) вектор $p_k =$

$= -f'_k$, а величину параметра α_k в різних варіантах методу вибирають різними способами: а) на всіх ітераціях вважають $\alpha_k = 0$, θ — якась константа, що залежить від властивостей ф-ції $f(x)$; б) α_k вибирають з умови $f(x_k + \alpha_k p_k) = \min_{\alpha \geq 0} f(x_k + \alpha p_k)$; в)

починаючи з якогось значення параметра, перевіряють, чи справджується нерівність $f(x_{k+1}) - f(x_k) \leq \alpha_k (f'_k, p_k)$, де $0 < \alpha < 1/2$ — константа, якщо при вибраному значенні α ця нерівність не задовольняється, параметр поділяють на частину доти, поки нерівність не справдиться, й одержане значення α_k вважають за шукане. Якщо ф-ція $f(x)$ двічі диференційовна і виконуються умови

$$m \|y\|^2 \leq (f''(x)y, y) \leq M \|y\|^2, \quad m > 0, x,$$

$$y \in E, \quad (2)$$

то градієнтний метод забезпечує збіжність до розв'язку, починаючи з довільної точки x_0 , зі швидкістю геом. прогресії (лінійна швидкість збіжності)

$$\|x_k - x_*\| \leq C q^k, \quad q < 1, \quad C < \infty.$$

В узагальненому методі Ньютона $p_k = -f''_k^{-1} f'_k$, а α_k вибирають як і в пунктах б) та в) градієнтного методу, при цьому в останньому випадку як початкове значення α , починаючи з якого перевіряють нерівність, беруть 1. Якщо виконується умова (2), метод Ньютона збігається до розв'язку з будь-якого початкового

наближення з надлінійною швидкістю

$$\|x_{N+1} - x_0\| \leq C \lambda_N^{\lambda_{N+1}} \dots \lambda_{N+r} C, \\ N < \infty, \lambda_{N+1} < 1$$

при всіх $i \geq 0$, $\lambda_k \rightarrow 0$ при $k \rightarrow \infty$. Якщо йонують обмежені треті похідні Φ -ції $f(x)$ (або якщо другі похідні задовольняють умову Ліпшица), метод Ньютона збігається до розв'язку з квадратичною швидкістю:

$$\|x_{N+1} - x_0\| \leq C \delta^2, \delta < 1.$$

У випадку, коли x — елемент n -вимірного евклідового простору E^n , досить ефективними є методи спряжених напрямів. Тут $p_k = -H_k^{-1} f'_k$ (індекс k означає транспонування), α_k вибирають, як і в пункті б) градієнтного методу. Побудова матриці H_k (або самого вектора p_k) здійснюється за рекурентними Φ -лами так, що при зазначеному способі вибору α_k у випадку, коли мінімізується квадратична Φ -ція $(Ax, x) + (b, x)$, вектори p_i являються спряженими: $(Ap_i, p_j) = 0$, $0 \leq i < j \leq n-1$. Наведемо деякі Φ -ли для побудови H_k :

$$H_k = H_{k-1} + \frac{r_{k-1} r_{k-1}^T}{(r_{k-1}, l_{k-1})} - \\ - \frac{H_{k-1} l_{k-1} l_{k-1}^T H_{k-1}}{(H_{k-1} l_{k-1}, l_{k-1})}; \\ H_k = H_0 + \frac{H_0 f'_k p_k^T}{(p_{k-1}, l_{k-1})}.$$

Тут $r_k = \alpha_k p_k$, $l_k = f_{k+1} - f_k$, як H_0 беруть довільну додатно визначену матрицю. Методи спряжених напрямів дають змогу відшукувати мінімум квадратичної Φ -ції не більше, як за n кроків. При мінімізації неквадратичних Φ -цій ці методи спряжених напрямів реалізують переважно з відношенням матриці H_k через скінченне число кроків $i \geq n$, тобто вважають $H_i = H_0$, $i = 0, 1, \dots$. Такі варіанти методів спряжених напрямів при виконанні умови (2) збігаються до розв'язку з надлінійною швидкістю. Можна використовувати методи спряжених напрямів і для розв'язування задач у гільбертовому просторі; в цьому разі, коли виконується умова (2), швидкість збіжності методів є лінійною. Якщо $x \in E^n$, то для відшукання безумовного екстремуму можна використовувати методи двоїстих напрямів, у яких $p_k = -H_k f'_k$ при умові

$(f'_k, H_k f'_k) < 0$, і $p_k = -f'_k$ при умові $(f'_k, H_k f'_k) > 0$, а α_k вибирають так, як і в методі Ньютона. Матриця $H_k = \sum_{i=0}^{n-1} r_{k-1} r_{k-1}^T$ де r_k ,

\dots, r_{k-n+1} — довільна система лінійно незалежних векторів, таких, що $r_k \rightarrow 0$ при $k \rightarrow \infty$, r_k, \dots, r_{k-n+1} — базис, двоїстий (біортогональний) до базису l_k, \dots, l_{k-n+1} : $l_k = f'(x_k + r_k) - f'_k$. Початкові ітерації процесу ($k \leq n-1$) можна здійснювати як і в градієнтному методі. Побудова базису $l_{k+1}, \dots, l_{k-n+2}$ двоїстого до базису $l_{k+1}, \dots, l_{k-n+2}$ здійснюється за Φ -лами

$$l_{k+1} = \frac{r_{k+1-n}}{(r_{k+1-n}, l_{k+1})}, \quad l_{k+1-j} = r_{k+1-j} - \\ - (r_{k+1-j}, l_{k+1}) l_{k+1}, \quad j = 1, 2, \dots, n-1.$$

Умови методу двоїстих напрямів аналогічні умовам, які розглянуто в методі Ньютона; швидкість збіжності з надлінійною існують і інші способи відшукання безумовного екстремуму (див. *Мінімізації функцій методів*).

Розглянемо методи оптимізації при наявності обмежень. У методах допустимих напрямів послідовні наближення до розв'язку будують за Φ -дою (1); при цьому способи вибору вектора p_k і параметра α_k повинні гарантувати побудову мінімальної послідовності, тобто виконання умов $x_k \in Q$ та $\lim_{k \rightarrow \infty} f(x_k) = \min_{x \in Q} f(x)$.

Нехай Q — замкнена опукла множина з E . У цьому випадку для розв'язання задачі оптимізації можна використовувати метод умовного градієнта й узагальнений метод Ньютона. У першому методі вектор $p_k = \bar{x}_k - x_k$ вибирають в умові $(f'_k, p_k) = \min_{x \in Q} (f'_k, x - x_k)$, у другому — точка \bar{x}_k є точкою мінімуму квадратичної

$$\Phi$$
-ції $(f'_k, x - x_k) + \frac{1}{2} (f''_k (x - x_k), x - x_k)$

на множині Q . Вибирають α_k з обох методів, як і в пунктах б) або в) градієнтного методу, але при цьому враховують обмеження $0 \leq \alpha_k \leq 1$. За певних умов метод умовного градієнта збігається з лінійною швидкістю; метод Ньютона при виконанні умови (2) на множині Q збігається з надлінійною швидкістю. Якщо потрібно знайти мінімум Φ -ції $f(x, y)$ при обмеженнях $x \in Q$, $P(x, y) = 0$, де x і y — елементи різних гільбертових просторів E_x та E_y (зокрема, може бути $Q = E_x$), а P — нелінійний оператор, такий, що рівняння $P(x, y) = 0$ визначає диференційовну Φ -цію $y = y(x)$, можна будувати послідовні наближення до розв'язку за формулами

$$x_{k+1} = x_k + \alpha_k (\bar{x}_k - x_k), \quad y_{k+1} = y(x_{k+1}),$$

де \bar{x}_k — точка мінімуму Φ -ції $(\Phi'_k, x - x_k)$ за умов $x \in Q$, $P_x(x - x_k) + P_y(y - y_k) = 0$. Тут $\Phi'(x) = f'(x, y(x))$ — частинні похідні P_x, P_y обчислюють у точці x_k, y_k ,

а $0 < \alpha_i < 1$ вибирають, як і в пунктах б) та в) градієнтного методу, використовуючи ф-цію $\Phi(x)$. Аналогічно цьому можна будувати алгоритм, який для визначення точки x_k використовує квадратичну апроксимацію функції $f(x, y)$.

Метод штрафних функцій застосовують для розв'язування заг. задачі програмування математичного: мінімізувати $f(x)$, $x \in Q \subset E^n$, $Q = \{x: g_i(x) < 0, i = \overline{1, m}\}$, g_i — величинні ф-ції. В цих методах розв'язування початкової задачі зводиться до розв'язування послідовності задач на безумовний екстремум — мінімізації ф-цій

$$F_i(x) = f(x) + \frac{1}{2} \sum_{j=1}^i N_j \varphi_j^2(x), \quad \varphi_j = \max\{0, g_j\}, \quad N_j > 0.$$

Якщо множина Q обмежена і ф-ції f та g_i гладенькі, то при $N_i \rightarrow \infty$ буде $F_i(x_i) \rightarrow \min_{x \in Q} f(x)$, де x_i — точка мінімуму ф-ції F_i . Методи штрафних ф-цій застосовують і при розв'язуванні задач в обмежених типу рівностей: мінімізувати $f(x)$ за умов $g_i(x) = 0, i = \overline{1, m}, m < n$. У цьому разі

$$F_i(x) = f(x) + \frac{1}{2} \sum_{j=1}^m N_j g_j^2(x).$$

Якщо існує єдиний розв'язок x_0 задачі в обмеженнях, вектори $g_i(x_0), i = \overline{1, m}$ є лінійно незалежними, а ф-ції f та g_i досить гладенькі, то при $N_i \rightarrow \infty$ $x_i \rightarrow x_0$. Ці методи застосовують і для оптимізації в нескінченновимірних просторах. Практично розв'язати задачу з велиною точністю за допомогою методу штрафних ф-цій важко.

За допомогою методів, що використовують Лягранжів множник, теж можна розв'язувати задачі оптимізації в обмежених типу рівностей. У цих методах розв'язування вихідної задачі зводиться до відшукування стаціонарної (здебільшого сідлової) точки x_0, u_0 ф-ції Лагранжа $L(x, u) = f(x) + \sum_{i=1}^m u_i g_i$, де u^1, \dots, u^m — невідомі множники. Найпростішим методом відшукування точки x_0, u_0 є градієнтний метод: послідовні наближення x_k, u_k будуть за ф-лами

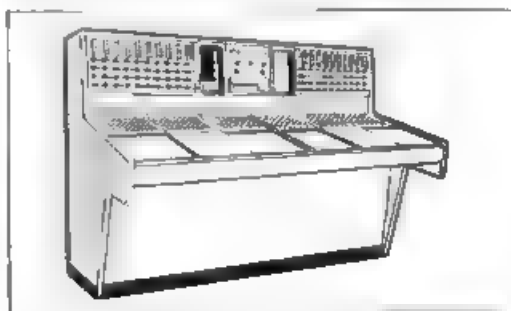
$$x_{k+1} = x_k - \alpha_k L_x(x_k, u_k), \quad u_{k+1} = u_k + \alpha_k L_u(x_k, u_k)$$

(α змінюється в напрямку L_u). За певних умов градієнтний метод збігається до точки x_0, u_0 з лінійною швидкістю, якщо початково наближення вибрано в поєднанні з невеликим кроком цієї точки (щоб одержати таке наближення, можна використати, напр., метод штрафних ф-цій). Існують і інші методи, де використовують множники Лагранжа.

Лит., Левитки Е. С., Поляк Б. Т. Методи минимизации при наличии ограничений. «Журнал вычислительной математики и математической физики», 1966, т. 6, № 5. Давидкин Ю. М. Методы минимизации, основанные на аппроксимации нехотного функционала выпуклыми. «Журнал вычислительной математики и математической физики», 1970, т. 10, № 5. Давидкин Ю. М. Пшеничный В. Н. О методах минимизации с ускоренной сходимостью. «Журнал вычислительной математики и математической физики», 1970, т. 10, № 6; Нунан Н. У. Unified approach to quadratically convergent algorithms for function minimization. «Journal of optimization theory and applications», 1970, т. 5, № 1.

Ю. М. Давидкин «ОПТИМУМ» — спеціалізована аналогова обчислювальна машина для розв'язування задач лінійного програмування (пов'язаних з плануванням транспортних перевезень) та задач, які зводяться до транспортної задачі. Розроблено в Ін-ті кібернетики АН УРСР у 1964. Являє собою електронну аналогову модель, основу на використанні діодної аналогії Денніса. Серійна модифікація машини «Оптимум-2» (мал.) має 600 схем-аналогів транспортних віток; макс. розміри розв'язуваних задач $k \times p: 10 \times 60, 15 \times 40, 20 \times 30$, де k — к-сть пунктів виробництва (споживання), p — к-сть пунктів споживання (виробництва). Обсяги виробництва (споживання) продуктів моделюються електр. струмами в межах $0,2 - 30$ ма; вартості перевезень одиниці продукту по вітках (або відстані між пунктами виробництва й споживання) моделюються напругами постійного струму в межах $0 - 10$ в; відхилення одержаного на машині розв'язку від оптимального на значенням вартості перевезень (для типових задач) становить: без уточнення розв'язку — не більше як 5%, з уточненням розв'язку — не більше як 2%.

В машині є модель транспортної мережі, виконана у вигляді шести блоків, кожний з яких дає змогу моделювати мережу розміром 10×10 . Аналогами транспортних віток у блоках є схеми з діодами напруги й діодами. Крім аналогів віток, у блоках розміщено й елементи вимірювальної автоматики для вв-



Аналогова обчислювальна машина «Оптимум-2».

мірювання напруг і струмів та елементи сигналізації «зайнятих» віток. У блоці джерел струму 20 джерел струму для моделювання пунктів виробництва й 60 — для моделювання пунктів споживання. Виходи всіх джерел з'єднані за спец. набірною платою, вони можуть

у довільному порядку підключатися до моделі транспортної мережі.

Процес розв'язування задачі на машині складається з таких операцій: встановлювання величин напруг, що моделюють вартості перевезень одиниць продукції по вітках транспортної мережі; встановлювання величин струмів, що моделюють обсяг виробництва і споживання; виявлення віток, зайнятих перевезеннями в оптимальному варіанті (його здійснює машина автоматично на спец. світловому табло); вимірювання результатів розв'язку в вітках мережі, вибраних блоком вимірювальної автоматики, й уточнення розв'язку, якщо потрібно одержати підвищену точність. Для розв'язування задач великих розмірів (10×120 , 20×60 , 15×80 , 30×40) передбачено можливість з'єднувати дві машини. Див. також *Електронні моделювання задач математичного програмування*.

Лит. Васильєв В. В., Клепикова А. Н., Тимошенко А. Г. *Решение задач оптимального планирования на электронных моделях*. К. 1966 [Бібліогр. с. 161-164]. Грубов В. И., Киридан В. С. *Электронные вычислительные машины и моделирующие устройства* (сравнительно). К. 1969 [Бібліогр. с. 175-181]. Девис Дж. Е. *Математическое программирование и электронные цепи*. Пер. с англ. М., 1967 [Бібліогр. с. 212-214].

В. В. Васильев.

ОПТРОН — простий оптикоелектронний пристрій, що складається з джерела світла, фотоприймача й оптичного узгоджувального або керуючого середовища, які можна поєднувати оптично, електрично або обома способами зв'язку. Найпоширеніші О. з пасивним оптичним середовищем, яке виконує роль узгоджувального елемента для одержання макс. коефіцієнта передачі світлового сигналу від джерела світла до фотоприймача. За структурою та характером зв'язків звичайно виділяють чотири осн. типи О.: з прямим внутрішнім, зворотним позитивним, зворотним негативним та зовнішнім оптичним зв'язком. О. цих типів є елементарними структурними ланками оптикоелектронних систем для перетворення та відображення оптичних та електр. сигналів. Залежно від використання елементів їхні передавальні характеристики бувають дуже різноманітні: шлюзові, лінійні, складні функціональні та ін.

О. широко застосовують у різних пристроях обчисл. та вимірювальної техніки й автоматики як розв'язувальні й узгоджувальні трансформатори, підсилювачі оптичних та електр. сигналів, функціональні перетворювачі, запам'ятовувальні елементи, генератори оптичних і електричних сигналів тощо.

П. Ф. Олександров.

ОПУКЛА БАГАТОГРАННА МНОЖИНА — множина, утворена перетинами скінченної

кількості підпросторів вигляду $\sum_{j=1}^m a_{ij} x_j \leq b_i$, $i = 1, \dots, m$ скінченновимірному евклідовому простору. Всяку О. б. м. можна зобразити у вигляді суми опуклого многогранника і опуклого багатогранного конуса.

ОПУКЛА МНОЖИНА — множина X лінійного простору E , характеризується такою властивістю: якщо x_1 та x_2 — довільні елементи множини X , то при будь-якому $0 \leq \lambda \leq 1$ точка $\lambda x_1 + (1 - \lambda) x_2 \in X$. Або інакше: множина X опукла, якщо вона цілком уміщує відрізок, визначуваний будь-якими двома його точками. О. м., напр., є: точка $x \in E$; куля довільного радіуса; будь-який підпростір E , зокрема в n -вимірному евклідовому просторі E^n — кожний з підпросторів $\sum_{i=1}^m a_{ij} x_i \leq b_i$ ($a_{ij} \leq b_i$), $i = \overline{1, m}$, що визнача-

ється гіперплощиною $\sum_{i=1}^m a_{ij} x_i = b_i$. Властивості О. м.: 1) якщо x_1, \dots, x_m є точками множини X , то цій множині належить і будь-яка точка x , що є опуклою комбінацією точок

x_1, \dots, x_m до $\sum_{i=1}^m \lambda_i x_i$, де $\lambda_i \geq 0$, $\sum_{i=1}^m \lambda_i = 1$; 2) пере-

тін О. м. також є О. м.; 3) у просторі E^n будь-які дві О. м. X та Y , які не мають спільних точок, можна розділити ненульовою лінійною функцією, тобто знайдеться така лінійна функція f , що $f(x) \leq f(y)$ для всіх $x \in X$ і $y \in Y$ (теорема про відокремність О. м.). Подібне твердження зберігає силу і в випадку довільного лінійного простору за умови, що одна з множин має внутрішню (у певному для розглядуваного простору розумінні) точку. За жорсткіших вимог, які ставлять до О. м. X та Y , гарантується існування ненульової лінійної функції, що строго розділяє ці множини: $f(x) \leq \alpha < \alpha + \varepsilon \leq f(y)$ для всіх $x \in X$, $y \in Y$, де α — якась константа, $\varepsilon > 0$. У просторі E^n для цього достатньо, щоб множини X та Y були замкнені й не перетиналися і щоб принаймні одну з них було обмежено. В кожній граничній точці y О. м. $X \subset E^n$ можна визначити принаймні одну лінійну функцію f , що називається опорною функцією до множини X у точці y , таку, що $f(y) \geq f(x)$ для всіх $x \in X$.

Білізі спец. конструкції О. м. (див. *Опуклий конус* K з вершиною p . *Опукла оболонка* $[X]$ (або $\text{co } X$) довільної множини X лінійного простору E . *Опукла багатогранна множина*). О. м. завдяки її властивостям широко застосовують у *програмуванні лінійному й нелінійному, оптимальному керуванні теорії та в терм диференціальних*.

Лит. Болтянский В. Г. *Математические методы оптимального управления*. М., 1969. Карлин С. *Математические методы в теории игр, программировании и экономике*. Пер. с англ. М., 1964 [Бібліогр. с. 798-819]. Ю. М. Данилин.

ОПУКЛА ОБОЛОНКА $[X]$ (або $\text{co } X$) довільної множини X лінійного простору E — найменша опукла множина, що містить X , тобто О. о. — множина, що є перетином усіх опуклих множин, які містять X . Множина $[X]$ складається з усіх точок, які можна зобразити у вигляді опуклої комбінації довільного числа точок X .

Найпростіші властивості O . о.: $|aX| = a|X|$; $|X+Y| = |X|+|Y|$; якщо множина X обмежена, то і множина $|X|$ обмежена. Якщо X — множина n -вимірного евклідового простору E^n , то множина $|X|$ має таку важливу властивість: кожну точку $|X|$ можна зобразити у вигляді опуклої комбінації не більше як $(n+1)$ -ї точки X .

ОПУКЛА ФУНКЦІЯ — функція, визначена на опуклій множині лінійного простору, яка задовольняє нерівність

$$g(\lambda x + (1-\lambda)y) \leq \lambda g(x) + (1-\lambda)g(y)$$

при всіх $\lambda \in [0,1]$.

Якщо область визначення O . ф. $g(x)$ лежить у скінченновимірному просторі, то $g(x)$ неперервна в кожній внутр. точці цієї області. Нехай x_1, \dots, x_m — будь-які точки з області визначення O . ф. $g(x)$, $\lambda_1, \dots, \lambda_m$ — невід'ємні числа, сума яких дорівнює 1. Тоді

$$g\left(\sum_{i=1}^m \lambda_i x_i\right) \leq \sum_{i=1}^m \lambda_i g(x_i).$$

Якщо $g(x)$ — двічі неперервно диференційовна O . ф., то матриця її других похідних націадодатно визначена. **Б. М. Пшечинський.**

ОПУКЛИЙ БАГАТОГРАННИЙ КОНУС — опукла множина n -вимірного евклідового простору E^n , утворена перетином скінченного числа півпросторів, граничні гіперплощини яких проходять через якусь точку p , яку називають вершиною конуса. O . б. н. можна зобразити як **опуклий конус**, натягнутий на скінченну кількість точок x_i , $i = \overline{1, m}$, простору E^n : кожну точку конуса B можна зобразити у вигляді

$$p + \sum_{i=1}^m \lambda_i x_i, \quad \lambda_i \geq 0, \quad i = \overline{1, m}.$$

Ю. М. Данилін.

ОПУКЛИЙ КОНУС K з вершиною p — опукла множина лінійного простору E , яка має таку властивість: з того, що $p+x \in K$, випливає, що при будь-якому $\alpha > 0$ $p+\alpha x \in K$. Якщо вершина O . к. p — нульовий елемент простору E , то це означення еквівалентне такому означенню: K з O . к., якщо при кожних x та $y \in K$ точка $\alpha x + \beta y \in K$ при всіх $\alpha > 0$, $\beta > 0$.

Приклади O . к. у двовимірному евклідовому просторі — внутрішність кута, що не перевищує π ; у просторі E довільний лінійний підпростір, який містить точку p . Найменший O . к. $K(X)$ з вершиною p , який містить множину X , наз. O . к., **натягнутим** на множину X , або **конічною оболонкою** X . O . к. $K(X)$ складається з усіх точок, зображуваних у вигляді $p +$

$$+ \alpha \left(\sum_{i=1}^m \lambda_i x_i - p \right), \quad \text{де } \alpha \geq 0, \quad \lambda_i \geq 0,$$

$\sum_{i=1}^m \lambda_i = 1$, m — довільне натуральне число, $x_i \in X$.

Кажуть також, що $K(X)$ — конус, породжуваний множиною X . **Ю. М. Данилін.**

ОПУКЛИЙ МНОГОГРАННИК — обмежена опукла множина, утворена перетином скінченного числа півпросторів вигляду

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq b_i, \quad i = \overline{1, \dots, m}$$

евклідового простору E^n . Гіперплощина n -ім. розмірності k , $0 < k < n$, у якій цілком міститься O . м. M , наз. **несучою** **площиною** **многогранника**, а число k — **розмірністю** M . Множину Γ граничних точок многогранника, які належать якійсь гіперплощині розмірності μ , $0 < \mu < k-1$, що є перетином площин, які утворюють півпростори, що визначають многогранник, наз. μ -**вимірною** **гранню** M . Нульвимірну грань наз. **вершиною** **многогранника**, одновимірну грань — **ребром**. Кожну точку многогранника M можна представити у вигляді опуклої комбінації його вершин, тобто O м. являє собою **опуклу оболонку** множини всіх своїх вершин. **Ю. М. Данилін.**

ОРГАНІЗАЦІЯ ІНФОРМАЦІЙНОГО МАСИВУ — спосіб зберігання даних, який дає змогу розрізняти їхні смислові одиниці та означати їхнє розміщення в масиві. Вибір способу O . і. м. істотно відбивається на ефективності ідентифікації та пошуку даних у масиві. Так, у **КОБОЛІ** дані зберігаються у вигляді величин, звичайно об'єднаних у **записи**. Послідовність записів утворює **масив**. Характерним для визначеної O . і. м. є те, що розмішування величин у запису здійснюється відповідно з описом його, а записи можна розмішувати в довільному порядку. Пошук записів, які задовольняють задану умову (див. **Операції над масивами**), для таких масивів практично є складною операцією, яка потребує перегляду й перевірки умови для всіх записів масиву.

Для підвищення ефективності пошуку записів у таких масивах організації їх часом вдосконалюють шляхом встановлення певного порядку на множині записів. Для цього використовують такі операції над масивами як упорядковування, групування тощо (див. **Сортування даних**). Їх способи O . і. м., оснований на прив'язуванні його елементів (записів) до вершин довільного дерева, в яких пошук запису з заданим значенням ознаки полягає в спуску по довільному дереву від його кореня до шуканого запису задовольняє спеціально обчислюваної гілки, й це в деяких випадках значно скорочує пошук.

До інших способів O . і. м. відносять клас методів пов'язаних з побудовою 1. з. функції розстановки, яка для кожного можливого значення величини виробляє значення, прямо або посередньо пов'язане з номером запису, який містить це значення величини.

Див. також *Автоматична обробка даних, Обробки даних системами*.

Лит. Лавров С. С., Гончарова Л. Я. Автоматическая обработка данных. Хранение информации в памяти ЭВМ. М., 1971 (Библиогр. с. 156-160).

П. І. Антон

ОРГАНІЗАЦІЯ ОБЛІКУ В АВТОМАТИЗОВАНИХ СИСТЕМАХ УПРАВЛІННЯ - див. *Автоматизовані системи управління в народному господарстві*.

ОРГАТЕХНІКА, організація та техніка — комплекс технічних засобів, які використовують для механізації й автоматизації управлінської й інженерно-технічної праці. Розробкою теорії й практики закористовування засобів О. в наукових дослідженнях займається нова галузь науки — *наукознавство*. Розумова праця є найменш механізованою з усіх видів людської діяльності. В сфері управління за останнє сторіччя ефективність праці зросла лише в два рази, тоді як продуктивність праці у виробництві матеріальних благ зросла більш як у 15 разів. Високі темпи науково-тех. прогресу викликали швидке зростання обсягу ін-

форматизації обробки інформації й повинні відіграти О.

Тех. засоби О. (від олівців до найскладніших автоматичних диспетчерських установок і *електронних обчислювальних машин*) становлять матеріальну основу прогресивних систем управління і призначені для скорочення часу на обробку інформації. Недостатня кількість засобів О. в сфері управління призводить до зростання чисельності працівників і, відповідно, до зниження ефективності роботи управлінського апарату, до затримання вирішень оперативних питань, а це, в свою чергу, негативно впливає на сферу виробництва. Особливе місце займають питання, пов'язані з устаткуванням робочих місць і службових приміщень. Дослідження свідчать, що продуктивність праці працівників усіх категорій багато в чому залежить від правильно організації їхнього робочого місця, від рівня оснащення цього місця засобами О. Існуючу класифікацію засобів О. наведено в таблиці.

Таблиця класифікації засобів оргатехніки

Засоби оргатехніки						
Засоби складання документів	Засоби розширення й копіювання	Засоби обробки документів	Засоби зберігання, пошуку й транспортування документів	Засоби для креслярських робіт і лінійних операцій	Меблі й обладнання для службових приміщень	Засоби сигналізації й інформації
Друкарські машинки Диктофонна техніка Акторучки, кулькові ручки, олівці	Обладнання для систем копіювання Обладнання для фотокопіювання Обладнання для м'якофотокопіювання Обладнання для електрографічного й електростатичного копіювання Обладнання для електронного копіювання Обладнання для термкопіювання Обладнання для об'єктного й трафаретного друку Обладнання для гектографічного друку	Обладнання фальшивальне Архивні підбирання Обладнання для сортування й складання Обладнання для рання Обладнання для ксерографії Обладнання для захисту від витоку інформації Обладнання для знищення документів Номенклатурно-адресне штатське обладнання	Бібліотеки Адресні пошуки Інформаційні системи Обладнання для пошуку Перфкартні засоби Доставляння документів	Креслярські машини й прилади Обладнання розлогого масштабу Інструменти і прилади для креслярських робіт Математичні прилади й інші метричні таблиці	Спеціальні меблі для службових приміщень Спеціальне обладнання для службових приміщень	Пошуково-аналізуючі пристрої Інформаційні пристрої

формації. Для щільного управління підприємством, галуззю, всім нар. г-вом необхідно систематично виявляти всю існуючу інформацію і на цій основі створювати інформацію зворотних зв'язків, яка повинна впливати на роботу об'єктів управління. Це можливо лише за умови значного підвищення ефективності праці працівників сфери управління.

До найпростіших засобів О. належать прилади для записування інформації, засоби зберігання й обробки інформації папки, альбоми, картотеки, перфкарти, сортувальне й адресне обладнання, рахівниці й лінійки. До простих засобів О. належать різні графіки, маршрутні схеми, диспетчерські й кон-

торські досвід тощо. Вказаний набір знарядь охоплює всі етапи управління від одержання інформації до переробки й використання її. В техніці управління роль простих засобів дуже велика, від них багато до чого залежить продуктивність управлінської праці.

До засобів О. належать, крім того, засоби складання, копіювання й розмноження документів, які повинні забезпечити швидко розмноження наукової інформації, тех. і службової документації тощо. Копіюально-розмножувальна техніка є осн. частиною засобів документальної техніки, її застосовують практично в усіх галузях інженерної й управлінської праці.

Скорочення обсягу зберезуваної документації стало важливою проблемою сучасності. Мікрофотокопіювання до деякої міри розв'язує цю проблему. Тех. засоби, які застосовують для диспетчерського управління автоматизації, повинні забезпечити високий рівень автоматизації збору первинної виробничої інформації й перетворення її на форму, придатну для сприймання оператором. Осн. елементом диспетчерської техніки є пульти, на приладових панелях якого розміщуються прилади, які реєструють необхідну для управління інформацію. Створено чимало приладів і машин, за допомогою яких механізують і автоматизують одержування й дистанційне відображення первинної інформації. Щоб одійснювати адміністративно-виробничий зв'язок, широко застосовують фототелеграфну апаратуру зв'язку, яка дає можливість передавати на значну відстань різноманітні фотографії, креслення, графічні матеріали тощо. Використання промислового телебачення дає змогу здійснювати контроль за складними технологічними процесами, які відбуваються на різних ділянках виробництва, у важкодоступних місцях, там, де людина за родом виробництва перебувати не може. Пром. телебачення тем є засобом швидкісної візуальної передачі інформації. В удосконаленні управління підприємствами, організаціями, окремими галузями г-ва і всім нар. г-вом особливу роль відіграє обчислювальна техніка. Сучасна обчисл. техніка дає можливість забезпечити оперативність, точність, надійність, різносторонність і глибину процесу управління.

Сучасні засоби О.—це не тільки окремі механізми, а й цілі системи засобів для механізації різноманітних галузей управлінської праці. Комплексне застосування засобів О. на підприємстві чи в установі значно підвищує їхню ефективність і скорочує непродуктивні витрати часу всіх категорій інженерно-управлінських працівників. Створення великих систем керування на базі обчисл. техніки й розв'язування за їхньою допомогою проблем науково-технічного прогнозування і планування нар. г-ва дасть змогу збільшити управління економікою країни справді оптимальним. У багатьох міністерствах і відомствах країни розробляють галузеві системи

планування та управління, на базі яких буде створено єдину державну обчислювальну централізовану й автоматизовану систему планування, обліку й управління нар. г-вом.

У Директивах XXIV з'їзду КПРС відмічено, що сучасні тех. засоби будуть відігравати дедалі більшу роль в управлінні народним г-вом. Впровадження цієї техніки в систему управління є важливим народно-господарським завданням.

Лит.: Климашов В. Н. Применение перфокар в научных исследованиях. М., 1968 (Библиогр. с. 205—209); Памяткин В. В., Кузов А. Ф., Дроздов И. М. Практика внедрения оргтехники. М., 1970; Бурцев В. В., Калдаев В. В. Средства оргтехники. Справочник-каталог. М., 1971. В. М. Климашов.

ОРДЕНА ЛЕНІНА ІНСТИТУТ КІБЕРНЕТИКИ АКАДЕМІЇ НАУК УКРАЇНСЬКОЇ РСР — науково-дослідна установа в Києві. Засн. 1962 на базі обчисл. центру АН УРСР, створеного 1957 для розгортання робіт у галузі кібернетики та обчисл. техніки, які розпочато на Україні наприкінці 40-х рр. Тематика досліджень Ін-ту охоплює майже всі напрями сучасної кібернетики та обчисл. техніки. В галузі теоретичної кібернетики провадяться дослідження з теорії цифрових автоматів і матем. машин, автоматизації проектування ЦОМ, автоматизації програмування, щодо розроблення алгоритмічних мов і розпізнавання образів. Результати цих досліджень практично зтілено в ряді засобів цифрової обчислювальної техніки, в Ін-ті створено ЕЦОМ «Київ», «Приміння», «МІР-1», «Дніпро», «Київ-67», «Дніпро-2», «МІР-2», «Росія». Усі машини, крім першої, викускаються серійно. Розроблений в Ін-ті метод квазіаналогового моделювання дав змогу створити серію спеціалізованих (аналогових і комбінованих) обчислювальних машин: «ЗМСС-7а», «ЗМСС-8а», «Ітератор», «Оптимум», «Аркус», «АСОР-1а», «АСОР-2а», «Екстремум». Успіхи вчених і конструкторів Ін-ту сприяли створенню нової галузі пром-сті на Україні — електронного машинобудування. Розроблені в Ін-ті основи нового чисельного методу оптимізації — методу послідовного аналізу варіантів — сприяли успішному розвитку досліджень у галузі економічної кібернетики: розроблення матем. методів планування й управління народним г-вом, матем. методів планування транспорту й розміщення вироб., автоматизації обліку й економ. аналізу. Широко провадяться дослідження в галузі технічної кібернетики щодо створення систем автомат. керування технологіч. процесами й складними тех. комплексами. В галузі біологічної та медичної кібернетики розробляються питання щодо створення автоматизованих діагностичних систем, біомедичної апаратури, з нейробіотики й гідробіотики. У 2-й пол. 60-х рр. почали успішно провадити роботи в галузі системотехніки щодо розроблення й створення автоматизованих систем

управління. Розроблену типову автоматизовану систему управління підприємством «Львів» впроваджують на кількох підприємствах, проводяться розробки щодо створення галузевих автоматизованих систем управління.

Ін-т має велике СКБ і дослідний з-д. Обчислювальний центр ін-ту оснащено машинами «БЭСМ-6», «М-220», «Днепр-2», «Минск-22», «МИР-2». При ін-ті створено Респ. фонд алгоритмів і програм, який є одним з найбільших в СРСР і за кількістю програм, і за інтенсивністю обслуговування інших орг-цій.

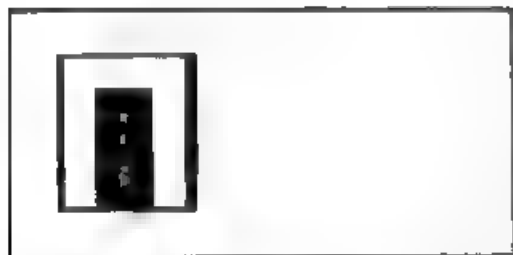
Ін-т видає журнали «Кибернетика», «Автоматика» (воми перевидаються в США) і «Управління системи і машини», періодичні збірники праць семінарів Наукової ради з проблеми «Кибернетика» АН УРСР, збірники програм і алгоритмів та багато інформаційних видань. При ін-ті є аспірантура, вчена рада в правом захисту канд. і докт. дисертацій в кількох спеціальностях. За успіхів в розвитку киберн. науки та в справі підготовки кадрів ін-т 1969 нагороджено орденом Леніна. Д-м Глушков В. М. Інститут кибернетики. В кн. Історія Академії наук Української Р. Р. ит. 3. К., 1967. Д. В. Погоріло.

ОРДЕНА ЛЕНІНА ІНСТИТУТ ПРОБЛЕМ КЕРУВАННЯ (АВТОМАТИКИ І ТЕЛЕМЕХАНІКИ), ІАТ — науково-дослідне установа в Москві. Підпорядкований Академії

наук СРСР і Мін-ву приладобудування, засобів автоматизації та систем керування СРСР. Його створено 1939 у складі Відділу тех. наук АН СРСР. У 1964—69 наз. «Ін-т автоматки і телемеханіки (технічної кибернетики)». Теперішня назва — з 1969. Осн. напрям досліджень: фундаментальні питання теорії автомат. керування; принципи побудови елементів, тех. засобів та пристроїв автомат. керування; принцип побудови комплексних систем керування процесами та технічними об'єктами; принципи побудови інформаційно-керуючих систем оперативного керування; проблеми біоніки та ін. Ін-т має обчислювальний центр і дослідне виробництво. С аспірантура й вчена рада в правом захисту докт. і канд. дисертацій. Ін-т здійснює видання журналу «Автоматика і телемеханіка», видає збірники наук. праць. У 1969 за успіхи, досягнуті в галузі теорії і практики автомат. регулювання та в підготовці висококваліфікованих наукових кадрів, Ін-т нагороджено орденом Леніна.

Д-м. Трапезніков В. А. Проблемы технической кибернетики в Институте автоматки и телемеханіки (1939—1964 гг.). Храмов А. В. Очерк истории Института автоматки и телемеханіки 1939—1964 гг.) «Автоматика и телемеханіка», 1964 № 6. Д. М. Беркович.

ОРДИНАЛЬНІ ЧИСЛА — див. Частиного *порядкована множина*.



ПАКЕТНА ОБРОБКА ІНФОРМАЦІЇ — один з видів організації обчислювального процесу на ЦОМ, коли певну кількість задач користувачів машини об'єднують разом, створюючи вхідний пакет, який потім послідовно обробляється на ЦОМ. При П. о. і, як правило, не буває безпосереднього доступу користувачів до ЦОМ. Підготовлені задачі адають обслуговуючому персоналові, який вводить їх у ЦОМ і видає користувачам розв'язки. Пакети задач можна формувати або вручну, напр., накладаючи одна на одну кілька колод перфораційних карт на пристрої введення, або автоматично, виділяючи за допомогою операційної системи певну групу задач, які попередньо нагромаджені на нагромаджувачах зовн. ЗП (у цьому разі задачі з пристроїв введення в зовн. нагромаджувачі вводить обслуговуючий персонал у довільні моменти часу) П. о. і, може здійснювати більшість сучасних операційних систем.

Системи П. о. і, з погляду проходження задач або частин їх усередині пакета можуть бути однопрограмні й багатопрограмні. Особливо доцільно виконувати П. о. і, при багатопрограмній обробці інформації, бо тоді можна домогтися досить високого ступеня суміщення роботи центр, процесора, зовн. пристроїв і нагромаджувачів. При цьому попередня нагромадження на пристрої введення або на зовн. нагромаджувачі пакета задач дає змогу значно інтенсифікувати режим роботи всіх пристроїв ЦОМ, бо задачі (або частини їх), що входять до пакета, розв'язуються в найвигіднішому порядку і не втрачається час на чекання реакції обслуговуючого персоналу.

Відомитою рисою П. о. і. є те, що користувач порівняно довго (до закінчення розв'язування всього пакета) очікує, коли буде видано розв'язок задачі. Цей час поливається від кількох десятків хвилин до багатьох годин. П. о. і, можна застосовувати як фон у системах з режимом розподілу часу. В цьому випадку обчислювальна система проводить П. о. і, в інтервалах часу, вільних від обслуговування оперативних завдань користувачів.

А. І. Нікітін, О. М. Обищенко.
ПАЛЬМА ПОТІК — стаціонарний ординарний випадковий потік з обмеженою післядією. П. п. однозначно характеризується ф-цією розподілу $F(t)$ інтервалу між послідовними подіями потоку, яка збігається з $1 - \Phi_0(t)$, де $\Phi_0(t)$ — Пальмова ф-ція (див. Потік випадковий). $F(t)$ має скінченний перший момент

$t = \int_0^{\infty} t \Phi_0(t) dt$. Для П. п. характерна скінчен-

на інтенсивність, що збігається з параметром і дорівнює $1/t$. Для П. п. ф-ція розподілу інтервалу від моменту $t = 0$ до першої події

потіку має вигляд $F(t) = \frac{1}{t} \int_0^t \Phi_0(x) dx$.

Єдино можливими П. п. без післядії є найпростіші потоки (див. Потік без післядії, Пуассона потік). Нехай X — довільний потік. Якщо кожну подію X , незалежно від інших, залишати з ймовірністю p , то потім залишених подій теж буде П. п. Потоки цього типу широко представлені у масового обслуговування систем. Так, потік втрачених вимог для системи з втратами при вхідному найпростішому потоці й показниково розподіленому часі обслуговування є П. п. **І. М. Коваленко.**

ПАМ'ЯТІ ЗАХИСТ — сукупність апаратних і програмних засобів ЦОМ, які забезпечують зберігання даних однієї задачі від можливого руйнівного впливу інших задач при багатопрограмній обробці інформації.

П. з. ґрунтується на принципі, за яким інформація про ресурси, передусім про обсяг і місце пам'яті, які керуюча програма операційної системи виділяє певній задачі, зберігається протягом усього часу розв'язування задачі в спец. таблицях. В інтервали часу, коли задачу обслуговує центр, процесор, ця інформація актилізується на спец. регістри. Під час виконання будь-якої команди, що міститься в задачі, перевіряється допустимість звертання до адреси математичної, що міститься в команді, й коли ця адреса виходить за межі віртуальної пам'яті, виділеної для задачі, виробляється сигнал преривання, який інформує керуючу програму про необхідність втрутитися в процес розв'язування. В деяких випадках керуюча програма тимчасово захищає і інші осн. пам'яті й від звертання з боку задачі, для якої їх виділено, напр., під час запису на цю ділянку інформації з зовн. носія. У машинах, що працюють з абсолютними адресами, може бути захищено тільки фіксовані зони осн. пам'яті, напр., ті, що містять керуючу програму. З П. з. пов'язане й питання про захист наборів даних (див. Керування даними), які містяться на зовн. носіях, від ісування або небажаного копіювання споживачами машини, яких не допущено до цього набору. В цьому разі захист базується, як правило, на програмних методах, напр., на зазначенні широти, **А. І. Нікітін.**

ПАМ'ЯТІ РОЗПОДІЛ — виділення місць у пам'яті ЦОМ, у яких локалізуються (містяться або мають міститися) інформаційні об'єкти, що беруть участь в обчислювальному процесі, та сама відповідність між цими об'єктами й місцями, виділеними для них у пам'яті. П. р. являє собою скінченну послідовність відображень $(I \rightarrow F)_i$, де $i = 1, 2, \dots$, множини I самих інформаційних об'єктів або їхніх найменувань у множині F фіз. адрес розпо-

ділюваної пам'яті для дискретних моментів і обчисл. процесу. П. р., а якому послідовність $(I \rightarrow F)_i$ обрано до виконання обчисл. процесу, наз. статичним. Динамічним наз. такий П. р., при якому кожне $(I \rightarrow F)_i$ обирається безпосередньо в ході обчисл. процесу в момент i , виходячи з $(I \rightarrow F)_{i-1}$; опису інформаційних об'єктів і фактичного звертання до них у попередні моменти часу. За наявності віртуальної (математичної) нумерації комірок пам'яті (дв.). Пам'ять ЦОМ П. р. задають за допомогою двох послідовностей відображень: $(I \rightarrow M)_i$ і $(M \rightarrow F)_i$, де M — множина віртуальних адрес розподіленої пам'яті.

Оск. задачами, які розв'язують за допомогою П. р., є: а) скорочення затримки обчисл. процесу при звертанні до пам'яті і б) зменшення кількості комірок, що наз. економією пам'яті. Затримка обчисл. процесу виникає і при звертанні до пам'яті, і при пересиланні інформації між ступенями пам'яті в зв'язку зі зміною наявного П. р. Скорочення цієї затримки досягають завдяки розмішуванню інтенсивно використовуваної інформації переважно у швидкодіючих ступенях пам'яті при обмеженому пересиланні інформації між ступенями. Економію пам'яті досягають внаслідок локалізації деяких інформаційних об'єктів в одних і тих самих комірках пам'яті.

Обмеження щодо вибору П. р. пов'язані головним чином зі способом задавання адресів, що становлять у сукупності інформаційний об'єкт (прямокутний масив, масив тощо). Найхарактернішою є наявність локалізації прямокутних масивів у комірках пам'яті з послідовними адресами, оскільки адреса довільного елемента масиву обчислюється за абсолютною адресою i -го елемента масиву та P порядковим номером відносно цього елемента Динамічного П. р. можна досягти внаслідок зміни як відображення $(I \rightarrow M)_i$, ідентифікаторів інформаційних об'єктів на віртуальні адреси пам'яті, так і відображення $(M \rightarrow F)_i$ віртуальних адрес пам'яті на фіз. адреси комірок. Динамічний П. р. зі зміною відображення $(I \rightarrow M)_i$ застосовують для розмішування інформації в пам'яті в зв'язку з обчисл. процесом, для яких хід виконання або розміри використовуваних масивів не відомі до виконання їх. Оск. формам такого динамічного П. р. є: переадресація, що ґрунтується на використанні індекс-регістрів; адресація даних при блоковій структурі масиву програмування (напр., АЛГОЛ-60) та адресація при списковій організації даних. Динамічний П. р. із змінюванням відображення $(M \rightarrow F)_i$, тобто на основі віртуальної нумерації комірок, застосовують при розмішуванні інформації в ступінчастій пам'яті або пам'яті зі змінним складом з'єднаних пристроїв (ЗП). Найбільш застосовною формою здійснення такого П. р. є пам'ять

сторінкова. Оскільки відображення $(I \rightarrow M)_i$ та $(M \rightarrow F)_i$ при динамічному П. р. вибираються і фіксуються різними засобами, число віртуальних і фіз. адрес пам'яті є двома незалежно витрачуваними ресурсами ЦОМ. Спочатку за інформаційними об'єктами закріплюють віртуальні адреси, а потім їх зіставляють з фіз. адресами. Динамічний П. р. на основі віртуальної нумерації може охоплювати частини ЗП, які становлять пам'ять ЦОМ, зокрема, такі групи ЗП, як феритний куб, барабан магнітний і диски магнітні; феритний куб як основну пам'ять і ЗП на тригерних регістрах як надшвидкодіючу оперативну пам'ять.

Лит. Гаушкова В. М. (та ін.). Вычислительные машины с разнотипными системами интерпретации. К., 1971. (Биолор. с. 254-257). Ершова А. П. Сведение задачи распределения памяти при составлении программ к задаче на рисовании графов. Д. дисс. АН СССР, 1962, т. 162, № 4. Ивченко А. С. Оптимальное распределение и выбор числа регистров в ЦВМ с помощью целочисленного линейного программирования. В кн. Вопросы теоретической информатики. К., 1965. Bolady L. A study of register allocation algorithms for a virtual-storage computer-IBM systems journals, 1966, v. 6, № 2.

С. Д. Міщенко.

ПАМ'ЯТЬ МАГАЗИННА — пам'ять, що складається з груд комірок, зв'язаних між собою і розміщених у колонку, в якій лише верхня комірка має зв'язок з усією системою. При передаванні даних в пам'яті або в пам'яті вистіп P пересувається вниз (угору) по колонці, звільняючи чи заповнюючи комірки (див. *Запам'ятовувальний пристрій магазинний*). **ПАМ'ЯТЬ СТОРІНКОВА** — пам'ять ЦОМ з динамічною нумерацією комірок, виконаною на основі задавання відповідності між різномовними групами з 2^k (де k — ціле число) послідовних віртуальних і фізичних адрес комірок пам'яті, що їх називають сторінками віртуальних адрес і сторінками пам'яті. Сторінки віртуальних адрес і сторінки пам'яті починаються з адрес, у двійковому коді яких молодші k розрядів — нулі. Залежно від значення k двійковий код фіз. адреси будь-якої комірки пам'яті ділиться на дві частини, з яких група старших розрядів — від $k+1$ і вище — є номером сторінки пам'яті, а група молодших розрядів — від 1 до k — відносною адресою $\alpha = 1 \rightarrow 2^k$ комірки на цій сторінці. Двійковий код віртуальної адреси аналогічно складається з номера сторінки A і відносної адреси α . Фізичну адресу комірки одержують з віртуальної адреси не арифм. операцією з складаючи її двійковий код.

Розчленування множини віртуальних адрес на групи сторінок — сегменти — пов'язане з розчленуванням двійкового коду номера сторінки на групи послідовних розрядів. Якщо, напр., $A = A_2, A_1, A_0$, де A_2, A_1, A_0 — числа, утворені групами з n_2, n_1, n_0 послідовних розрядів двійкового коду A , то A_2 — номер сторінки в сегменті першого рангу, що складається з 2^{n_2} сторінок, A_1 — номер сегмента першого рангу в сегменті другого рангу, що складається з 2^{n_1} сегментів пер-

шого рангу і т. д. Сегменти становлять підмножини віртуальних адрес, закріплених за групами інформаційних об'єктів (масиви, задачі тощо), щоб локалізувати їх у пам'яті незалежно одна від одної.

Відповідність між сторінками адрес і сторінками пам'яті задають за допомогою таблиці, яка може мати ступінчасту організацію, що відповідає поділові множини віртуальних адрес на сегменти. У таблиці найвищого, напр., третього рангу може бути 2^{на} адрес таблиць другого рангу; а таблиці другого рангу — 2^{на} адрес таблиць першого рангу, і, наразті, у таблиці першого рангу — 2^{на} адрес сторінок пам'яті, що складають разом сегмент першого рангу.

Достоїнство П. є, налягає у тому, що застосовуваній у ній спосіб поділу пам'яті на рівні сторінки дуже спрощує техніку розміщення інформації та визначення фіз. адрес комірок при пам'яті розподілі.

Лит. Глушков В. М. (та ін.). Вычислительные машины с развитыми системами интерпретации. К., 1970 (бюллетен с. 254—257).

С. Д. Михновський.

ПАМ'ЯТЬ ЦОМ — частина цифрової обчислювальної машини, що зберігає інформацію у вигляді послідовності символів її структурного алфавіту. П. ЦОМ створюється випадково на основі кількох типів запам'ятовувальних пристроїв (ЗП), які істотно відрізняються швидкодією, ємністю й вартістю. Послідовність ЗП, що становлять П. ЦОМ, упорядкована за часом звертання до них, наз. ієрархією ЗП. За функціональними й конструктивними ознаками П. ЦОМ здебільшого розчленовують за ділянками, що їх наз. ступенями. Вони відрізняються за виглядом і структурою інформації, що зберігається в них, часом вибирання та частотою звертання до неї, способом адресації тощо.

Розрізняють такі ступені П. ЦОМ. Основа П. охоплює ЗП, в яких має зберігатися виконувана програма й осн. частина даних, що належить до неї. Вся інформація в основній П. адресується в певних одиницях (здебільшого в словах), які можуть сприйматися процесором як операнди. Робоча П. — ділянка основної П., призначена для зберігання проміжних результатів обчислення, а не для зберігання програм. Крім того, основна П. може поділятися на ступені (напр., оперативну, надоперативну), призначені для зберігання інформації з різною інтенсивністю використання. Різновидом робочої П. є П. магазинна. Допоміжна П. охоплює повільніші, але місткі ЗП, інформація з яких стає доступною для перетворення в центр. процесорі лише після того, як її перепишано в основну П. Адресовувачини одинички інформації в допоміжній П. є масиви слів. Ділянки П. спец. призначення виділяються для запам'ятовування інформації про стан системи з момент запуску програми, для проміжного нагромадження інформації при пересиланні її між ступенями П. (буферні ділянки П.), для збері-

гання програми підготовки ЦОМ до роботи тощо.

За характером зв'язку з процесором розрізняють внутрішню й зовнішню П. Внутрішня П. є невід'ємною фіз. частиною машини, й усі дані, що зберігаються в такій П., автоматично доступні для цієї машини. Зовнішня П. зберігає інформацію у формі, прийнятій для цієї машини, але, на відміну від внутрішньої, може бути відділена від машини. Осн. П. завжди є внутрішньою П. машини. Допоміжна П. може бути зовнішньою і внутрішньою. Допоміжна П. для зберігання великої кількості інформації, в якій є засоби автомат. розміщення масивів, вношення змін до масивів і захисту їх від будь-яких непередбачених дій над ними, наз. масовою П. Термін «масова П.» застосовують і для наймісткішого ступеня П. Для зручності й ефективності використання П. в ЦОМ нумерацію комірок ЗП можна змінювати. Крім номера комірки як елемента ЗП — фізичної адреси, — їй надають номер, під яким вона бере участь в обчисл. процесі, — віртуальну, або математичну адресу. Нумерація комірок П. може бути статична, якщо відповідність «віртуальна адреса — фізична адреса» неможливо змінити в ході обчисл. процесу, або динамічна, якщо таке змінювання можливе. Прикладом статичної нумерації може бути жаскріпа нумерація П. з кількох ЗП, на якій номер комірки П. складається з її номера в ЗП й номера ЗП так, що комірки П. з послідовними номерами належать до різних ЗП.

Динамічну нумерацію комірок застосовують у зв'язку з динамічним розподілом П. (див. Пам'яті розподілі). Прикладом П. з динамічною нумерацією комірок може бути пам'ять сторінкова. П. ЦОМ з такою динамічною нумерацією, за якої віртуальні адреси (групи послідовних віртуальних адрес) можна відобразити на будь-які комірки (групи послідовних комірок П.), наз. віртуальною П., бо фактичне розміщення інформації в ЗП приховане й не керується на рівні програми задачі. Для програміста чи транслятора віртуальна П. є лише множиною доступних віртуальних адрес. Віртуальна П., що ґрунтується на різномістових ЗП, наз. й П. одного рівня. П. ЦОМ, що складається з кількох ступенів, які істотно різняться за ємністю та швидкодією, наз. ступінчастою.

Лит. Глушков В. М. (та ін.). Вычислительные машины с развитыми системами интерпретации. К., 1970 (бюллетен с. 254—257). Sipp C. J. Computer dictionary and handbook. Indianapolis, New York, 1966.

С. Д. Михновський.

ПАРАБОЛІЧНОГО ТИПУ ДИФЕРЕНЦІАЛЬНИХ РІВНЯНЬ У ЧАСТИННИХ ПОХІДНИХ СПОСОБИ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ. Найпростішим прикладом рівняння параболічного типу є рівняння теплопровідності

$$\frac{\partial u}{\partial t} = \frac{\partial^2 u}{\partial x^2} + f(x, t) \quad (4)$$

яке описує поширювання тепла на прямих. Тут $u = u(x, t)$ — температура, $f(x, t)$ — щільність теплових джерел. Розглянемо рівняння (1) при $0 < t \leq T$ на відрізку $0 < x < l$ в додаткових умовах — початковою умовою

$$u(x, 0) = u_0(x), \quad 0 < x < l \quad (2)$$

і крайовими умовами 1, 2 або 3-го роду

$$a) u(0, t) = v_1(t), \quad u(l, t) = v_2(t).$$

$$б) \frac{\partial u}{\partial x}(0, t) = v_1(t), \quad -\frac{\partial u}{\partial x}(l, t) = v_2(t);$$

$$в) \frac{\partial u}{\partial x}(0, t) - \beta_1 u(0, t) = v_1(t), \quad (3)$$

$$-\frac{\partial u}{\partial x}(l, t) - \beta_2 u(l, t) = v_2(t).$$

Для розв'язування задач (1) — (3) використовують *скінченнорізницеві методи* (с. р. м.), які дають змогу знаходити розв'язок лінійних і нелінійних рівнянь параболічного типу в крайових умовах 1, 2 або 3-го роду. Для цього введемо рівномірну сітку вузлів по просторовій і часовій координаті з кроками відповідно h і τ

$$x_i \in \omega_h = \{x_i = ih, \quad i = 0, 1, \dots, N, \\ h = l/N\},$$

$$t_j \in \omega_\tau = \{t_j = j\tau, \quad j = 0, 1, \dots, J, \tau = T/J\}.$$

Похідні $\frac{\partial u}{\partial t}(x_i, t_j)$, $\frac{\partial^2 u}{\partial x^2}(x_i, t_j)$ заміняємо відповідно різницевиими виразами

$$u_t^j = (u_i^j - u_i^{j-1})/\tau, \quad u_{xx,i}^j = \\ = (u_{i+1}^j - 2u_i^j + u_{i-1}^j)/h^2$$

Поставимо у відповідність рівнянню (1) різницеве рівняння

$$u_i^j = \sigma u_{xx,i}^{j-1} + (1 - \sigma) u_{xx,i}^j + \varphi_i^{j-1/2}, \quad (4)$$

при $i = 1, 2, \dots, N-1, j = 1, 2, \dots, J$.

Тут σ — наговий множник, $\varphi_i^{j-1/2}$ — сітковий аналог функції $f(x_i, t_j - 0,5\tau)$. Вибір параметра σ визначає стійкість (для *Стійкість різницевої схеми*) і разом з правою частиною $\varphi_i^{j-1/2}$ — точність схеми. Напр., схема (4) з однорідними крайовими умовами $u_0^j = u_N^j = 0$ ($v_1 = v_2 = 0$) при $\varphi_i^{j-1/2} = 0$ ($f = 0$) стійка за початковими даними в сітковій нормі $L_0(\omega_h)$ при $\sigma \geq 0,5$ — $h^2/4\tau$. Схема (4) з крайовою умовою 1-го роду $u_0^j = v_1(t_j)$, $u_N^j = v_2(t_j)$, $i = 0, 1, \dots, J$ і початковою умовою $u_i^0 = u_0(x_i)$, $i = 0, 1, \dots, N$ при $\sigma = 0$, $\sigma = 1$, $\varphi_i^{j-1/2} = f(x_i, t_j - 0,5\tau)$ має апроксимацію й точність $O(\tau + h^2)$ при $\sigma = 0,5$ — $O(\tau^2 + h^2)$, при $\sigma = 0,5$ — $h^2/12\tau$ й відповід-

ному виборі функції $\varphi_i^{j-1/2} = O(\tau^2 + h^2)$. Крайові умови 3-го роду апроксимуються такими різницевиими рівняннями

$$\sigma(u_{x,0}^j - (\beta_1 u_0^j + v_1^j)) + (1 - \sigma)(u_{x,0}^{j-1} - \\ - (\beta_1 u_0^{j-1} + v_1^{j-1})) = 0,5h(u_{x,1}^j - \varphi_0^{j-1/2}),$$

$$\sigma(-u_{x,N}^j - (\beta_2 u_N^j + v_2^j)) + (1 - \sigma)(-u_{x,N}^{j-1} - \\ - (\beta_2 u_N^{j-1} + v_2^{j-1})) = 0,5h(u_{x,N-1}^j - \varphi_N^{j-1/2}).$$

Тут $u_{x,i}^j = (u_{i+1}^j - u_{i-1}^j)/h$, $u_{x,i}^j = (u_i^j - u_{i-1}^j)/h$.

Розглянемо схеми для рівняння теплопровідності зі змінними й розривними коеф.:

$$\frac{\partial u}{\partial t} = \frac{\partial}{\partial x} \left(k(x, t) \frac{\partial u}{\partial x} \right) + f(x, t),$$

$$0 < x < l, \quad 0 < t \leq T, \quad (5)$$

У точці $x = \xi$ розриву коеф. k , f ставлять додаткові умови спряження — умови неперервності т-ри й теплового потоку

$$u(\xi - 0, t) = u(\xi + 0, t), \quad k(\xi - 0, t) \frac{\partial u}{\partial x}(\xi - \\ - 0, t) = k(\xi + 0, t) \frac{\partial u}{\partial x}(\xi + 0, t), \quad (6)$$

Для розв'язування рівняння (5) з умовами (6) будуть однієї різницевої схеми. Коеф. схеми, які є аналогами коеф. k , f , в усіх вузлах схеми обчислюють за одним і тим самим правилом. Для рівняння (5) розглядають схеми виду

$$u_{i,1}^j = (\sigma^{j-1/2})(\sigma u_i^j + (1 - \sigma) u_{x,i}^{j-1}) + \varphi_i^{j-1/2}, \quad (7)$$

Якщо точка $x = \xi$ розриву коеф. k , f співпадає з вузлом сітки ω_h , то беруть

$$u_i^{j-1/2} = k(x_i - 0,5h, \quad t_j - 0,5\tau), \\ \varphi_i^{j-1/2} = 0,5(f(x_i - 0,5h, \quad t_j - 0,5\tau) + \\ + f(x_i + 0,5h, \quad t_j - 0,5\tau)) \quad (8)$$

Схеми (7), (8) при відповідному заданні крайових і початкових умов має в сітковій нормі S точність $O(\tau + h^2)$ при $\sigma = 0$, $\sigma = 1$, точність $O(\tau^2 + h^2)$ при $\sigma = 0,5$. Однорідні схеми виду (7) одержують в рівняння теплового балансу. Для цього інтегрують, враховуючи (6), рівняння (5) від $x_{i-0,5} = x_i - 0,5h$ до $x_{i+0,5} = x_i + 0,5h$

$$\int_{x_{i-0,5}}^{x_{i+0,5}} \frac{\partial u}{\partial t} dx = k \frac{\partial u}{\partial x} \Big|_{x=x_{i+0,5}} - \\ - k \frac{\partial u}{\partial x} \Big|_{x=x_{i-0,5}} + \int_{x_{i-0,5}}^{x_{i+0,5}} f dx$$

і замінюють початкові вирази різницею аналогами.

Для рівняння теплопровідності в циліндричних і сферичних координатах

$$\frac{\partial u}{\partial t} = \frac{1}{r^n} \frac{\partial}{\partial r} \left(r^n \frac{\partial u}{\partial r} \right) \quad 0 < r < R$$

$$n = 1, 2$$

вводять відповідні сітки

$$\omega_h^n = \left\{ r_i = \left(i + \frac{n}{2} \right) h, i = 0, 1, \dots, N \right.$$

$$\left. h = \frac{R}{N + \frac{n}{2}} \right\} \quad n = 1, 2$$

і розглядають рівняння

$$y_r^n = \Lambda_r^{(n)} (\sigma y^n + (1 - \sigma) y^{n-1})$$

де

$$(\Lambda_r^{(n)} y)_h = \frac{1}{r_{i,h}^n} (\bar{r}_i^n y_{r,i}^n), \quad (\Lambda_r^{(n)} y)_1 =$$

$$= \frac{1}{r_{i,h}^n} (r_{i,h}^n y_{r,i}^n), \quad i = 1, 2, \dots, N-1$$

$$\bar{r}_i = 0.5(r_i + r_{i-1}), \text{ при } n=1 \quad \bar{r}_i = \sqrt{r_i r_{i-1}}$$

при $n=2, i=1, 2, \dots, N-1$.

С. р. м. в практично єдиний метод розв'язування квазілінійних рівнянь теплопровідності. Розглянемо, напр. рівняння

$$\frac{\partial u}{\partial t} = \frac{\partial}{\partial x} \left(k(u) \frac{\partial u}{\partial x} \right)$$

Для розв'язування його використовують схеми

$$y_{i,t}^j = (\sigma (y^{j-1}) y_{i,t}^j + (1 - \sigma) y_{i,t}^{j-1}) \quad (9)$$

$$y_{i,t}^j = (\sigma (y^j) y_{i,t}^j + (1 - \sigma) y_{i,t}^{j-1}) \quad (10)$$

де $\sigma(y_i) = k \left(\frac{y_i + y_{i-1}}{2} \right)$. Розв'язання рівняння

(9), як і всіх попередніх різницевих рівнянь, здійснюється прогонним методом, рівняння (10) — за допомогою ітераційного процесу (див. *Ітераційні методи*)

$$\frac{y_{i,t}^{(s+1)} - y_{i,t}^{j-1}}{\tau} = (\sigma \frac{y_{i,t}^{(s+1)} + y_{i,t}^{j-1}}{2}) y_{i,t}^j, \quad (11)$$

де за початкову ітерацію беруть значення $y_{i,t}^j = y_{i,t}^{j-1}$. В разі багатовимірних задач для рівняння теплопровідності використовують т. з. економічні схеми, в яких кількість арифм. операцій, необхідних для обчислення сіткової ф-ції на часовому шарі t_j за значенням

ф-ції на шарі t_{j-1} — порядку кількості вузлів просторової сітки. Розглянемо дві економічні двошарові абсолютно стійкі схеми для рівняння теплопровідності

$$\frac{\partial u}{\partial t} = \frac{\partial^2 u}{\partial x_1^2} + \frac{\partial^2 u}{\partial x_2^2} + f(x_1, x_2, t), \quad (x_1, x_2) \in G, 0 < t \leq T, \quad (12)$$

де $G = \{0 < x_\alpha < l_\alpha, \alpha = 1, 2\}$ — прямокутник, на межі якого задано крайову умову 1-го роду

$$u = v(x_1, x_2, t), \quad (x_1, x_2) \in \Gamma, 0 < t \leq T, \quad (13)$$

Нехай

$$u|_{t=0} = u_0(x_1, x_2), \quad (x_1, x_2) \in G, \quad (14)$$

Введемо в $\bar{G} = G \cup \Gamma$ сітку ω_h вузлів

$$x_{i,\alpha,h} = (x_1^{(i)}, x_2^{(i)}), \quad x_\alpha^{(i)} = i_\alpha h_\alpha, \quad i_\alpha =$$

$$= 0, 1, \dots, N_\alpha, \quad h_\alpha = \frac{l_\alpha}{N_\alpha}, \quad \alpha = 1, 2$$

в сітку ω_h на часом

$$\omega_\tau = \{t_j = j\tau, \quad t_{j+1/2} = (j + 1/2)\tau, \quad j = 0, 1, \dots, J_0, \quad \tau = T/J_0\}.$$

Опустивши індекси i_1, i_2 , запишемо схему змінних напрямів

$$\frac{y^{j+1/2} - y^{j-1/2}}{0.5\tau} = y_{x,x}^{j-1/2} + y_{x,x}^{j-1} +$$

$$+ f(x_1, x_2, t_{j-1/2}),$$

$$\frac{y^j - y^{j-1}}{0.5\tau} = y_{x,x}^{j-1} + y_{x,x}^j +$$

$$+ f(x_1, x_2, t_{j-1/2}), \quad (15)$$

$$y^{j-1/2}|_\Gamma = v(x_1, x_2, t_{j-1/2}), \quad \alpha = 1, 0,$$

$$j = 1, 2, \dots, J_0;$$

$$y = u_0(x_1, x_2), \quad (x_1, x_2) \in \omega_h.$$

Показано, що схема (15) в сітковій морі $L_2(\omega_h)$ має точність $O(h_1^2 + h_2^2 + \tau)$. Для розв'язування задачі (12—14) використовують і локально-одношарову схему

$$\frac{y^{j+1/2} - y^{j-1/2}}{\tau} = y_{x,x}^{j-1/2} + \frac{f_j}{2},$$

$$\frac{y^j - y^{j-1}}{\tau} = y_{x,x}^j + \frac{f_j}{2}, \quad (16)$$

$$y^{j-1/2}|_\Gamma = v(x_1, x_2, t_{j-1/2}), \quad \alpha = 1, 0,$$

$$j = 1, 2, \dots, J_0,$$

$$y^0 = u_0(x_1, x_2), \quad (x_1, x_2) \in \omega_h.$$

Схема (16) має точність $O(h_1^2 + h_2^2 + \tau)$ в сітковій морі C_0 .

Рівняння (15) і (16) також розв'язують методом прогонки. Крім розглянутих, є й багато інших схем для розв'язування різних параболічних задач.

Літ. Гамаарський А. А. Введення в теорію раціональних схем. М.: 1971 (бібліогр. с. 53 к. 55).

О. А. Сахарський, І. В. Фрацьков

ПАРАЛЕЛЬНИЙ АЛГОРИТМ — див. Розпаралелювання алгоритму

ПАРАМЕТР ФАКТЯЧНИЙ — параметр, що його використовують у звертанні до процедури. П. ф. у різних мовах програмування можуть бути: вирази, рядки, ідентифікатори змінних, масиви, перемикачі, процедур тощо. Під час виконання процедури П. ф. або його значення підставляють у тіло процедури замість відповідного параметра формального. Кількість, порядком слідування, типи й класи формальних параметрів і П. ф. здебільшого мають відповідати один одному.

А. І. Холімо

ПАРАМЕТР ФОРМАЛЬНИЙ — параметр, який використовують для описування процедури (підпрограми, функції) П. ф. явля собою ідентифікатор або спол. символ мови програмування. В процедурі, що її описують, можна вказати деякі характеристики П. параметрів (типи й класи величин, спосіб використання параметрів фактичних). Тіло процедури задає сукупність дій над параметрами. Під час виконання процедури замість П. ф. підставляють відповідний фактичний параметр чи його значення. Тип, кількість і порядок слідування П. ф. та фактичних параметрів здебільшого мають відповідати один одному.

А. І. Холімо

ПАРАМЕТРОН — радіотехнічна схема, що являє собою електромагнітний коливальний контур з нелінійною індуктивністю чи ємністю, в якому збуджуються параметричні коливання з двома стійкими станами фаз, залежними від фази вхідного сигналу. Для збудження параметричних електромагн. коливань контури задають порівняно невеликі початкові коливання з частотою, що дорівнює власній частоті контура. Якщо потім періодично змінювати один з реактивних параметрів контура П. (індуктивність чи ємність), у кожному півперіоді в контур надходить додаткова порція електромагн. енергії. Внаслідок цього амплітуда коливань напруги (струму) в контурі зростає. Зі збільшенням амплітуди коливань у контурі збільшуються й активні втрати. Коли втрати починають дорівнювати внесений додатковій енергії, амплітуда коливань у контурі стабілізується. Усталені коливання в контурі П. можуть мати дві можливі фази, що відрізняються одна від одної на 180° .

Існування двох стійких станів, які характеризуються фазою електромагн. коливань у П., використовується в обчислювальній техніці для двійкового зображення інформації. Щоб змінити записану в П. інформацію, тобто, щоб змінити в його контурі фазу усталених коливань, необхідно перервати сигнал збудження, після чого на вхід П., як правило, через трансформатор (T_p на мал.)

подається керуючий сигнал протилежної фази і знову зникає джерело збудження. За певних умов П. може перебувати в третьому стійкому стані, коли напруга навіть дуже великої амплітуди не може збудити параметричні коливання. Такий П. наз. тристабільним. Його можна використовувати для операції з інформацією, представленою в трійковому коді. Періодична зміна нелінійної індуктивності чи ємності досягається подаванням в коло збудження контура П. змінної напруги (струму) досить великої амплітуди.

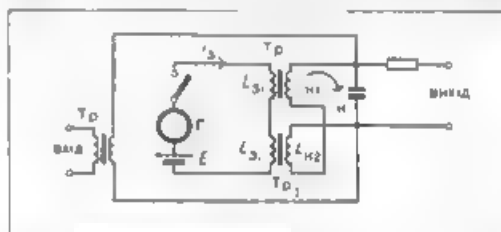


Схема параметрона індуктивного типу (I_0 — струм збудження, I_1 — струм контура, L_1 і L_2 — індуктивності обмоток збудження, L_3 і L_4 — індуктивності контура).

Для параметричного збудження коливань у П. найсприятливішим співвідношенням частот змін параметра і власної резонансної частоти контура є $2:1$. Усе це однаковою мірою стосується всіх П. незалежно від того, що є змінним параметром — ємність чи індуктивність. Як індуктивність контура П., як правило, застосовують котушки з феритовими осерддямі з нелінійною характеристикою намагнічування. Нелінійні конденсатори виготовляють з сегнетоелектричних матеріалів або використовують бар'єрну ємність напівпровідникових р-р переходів. У практичних схемах П. необхідно передбачати заходи щодо запобігання передачі енергії від джерела збудження безпосередньо в коливальний контур. З цією метою, напр., у П. індуктивного типу (див. мал.) сигнал збудження подають на збалансовану пару трансформаторів (T_p , T_n), вторинні обмотки яких намотано в протилежному напрямку. У П. ємнісного типу небажаний електр. зв'язок між входом і коливальним контуром П. усувають за допомогою мостової схеми викання пари нелінійних конденсаторів та індуктивності контура. Робочий режим нелінійної індуктивності (ємності) коливального контура П. задається за допомогою сталої складової сигналу збудження, яка може подаватися від окремого джерела чи за допомогою імпульсу напруги разом зі змінною складовою. У застосовуваних П. величина постійного струму збудження становить $0,4 \div 0,7$ А, частота збудження дорівнює $5 \div 6$ МГц, а тактова частота роботи — $100 \div 200$ кГц.

П. застосовують як запам'ятовувальні елементи. Їх використовують і як підсилювачі та лінії затримки. Осв. зада схем на П. поля-

гає в тому, що для них потрібне потужне високочастотне джерело енергії (30 + 120 мвт на один П.). Вадую П. є й те, що в схемі є нетехнологічні елементи — трансформатори.

В. М. Корсунський.

ПАРЕТО ОПТИМУМ — вектор в даній множині векторів-розв'язків, що домінуваний у певному розумінні ніяким іншим вектором з тієї самої множини. Якщо розв'язок описується вектором $x \in X$, причому в набір цільових функцій $f_1(x), \dots, f_p(x)$, які бажано максимізувати, тоді П. о. (максимум) x^0 характеризується тим, що не існує такого вектора x^1 , для якого $f_i(x^1) > f_i(x^0)$, $i = 1, \dots, p$, причому $f_i(x^1) > f_i(x^0)$ хоча б для одного i . Якщо оптимум, що його розглядають, є мінімумом, то знаки нерівності у наведеному вищезазначеному треба замінити на обернені. Поняття «П. о.» є одним із узагальнень поняття оптимуму на випадок, коли оптимізується одночасно кілька цільових функцій. Це поняття застосовується в теорії оптимізації в задачах багатокритеріальної оптимізації, а деяких економічних задачах тощо.

О. А. Корбунт.

ПАЧКА ПОМИЛОК, пакет помилок — спотворення кодового вектора, при якому спотворені компоненти розміщуються в межах якогось відрізка його. Довжину цього відрізка наз. довжиною П. д. П. п. найхарактерніші для магнітних носіїв інформації, пристроїв записування та для збоїв в ім. пристроїв від дії зовнішніх факторів. Щоб виправити П. п. довжини b , потрібна менша надмірність, ніж для того, щоб виправити довільні помилки кратності b . Зокрема, щоб виправити всі П. д. довжини b або меншої, лінійний код мусить мати привабливі $2b$ перевірок синхронізації, а щоб виправити всі П. п. довжини b чи меншої й одночасно виявити всі П. п. довжини $d > b$ або меншої, лінійний код мусить мати привабливі $b + d$ перевірок синхронізації.

І. В. Сафронюк.

ПЕРЕДАВАЛЬНА ФУНКЦІЯ — функція, що являє собою відношення перетворення Лапласа вихідної координати лінійної системи до перетворення вхідної координати за нульових початкових умов. П. ф. лінійної системи з постійними параметрами є дробово-раціональною функцією параметра перетворення Лапласа p , а П. ф. сполук окремих ланок задовольняє умови: 1) П. ф. послідовного сполучення ланок дорівнює добутку П. ф. окремих ланок: $W(p) = W_1(p), \dots, W_n(p)$; 2) П. ф. паралельного сполучення ланок дорівнює сумі П. ф. окремих ланок $W(p) = \sum_{i=1}^n W_i(p)$; 3) П. ф. сполучення двох ланок із зворотним зв'язком визначають як дріб

$W(p) = \frac{1}{1 \pm W_{\text{зв}}(p) W_n(p)}$, в чисельнику якого стоїть П. ф. прямого зв'язку $W_n(p)$, а в знаменнику — сума (або різниця) одиниці й добутку П. ф. прямого й зворотного зв'язку $W_{\text{зв}}(p)$; при цьому знак \pm відповідає

негативному зворотньому зв'язку, а « $-$ » — позитивному.

В системах керування замкнених розрізняють П. ф. розімкненої й замкненої системи. П. ф. розімкненої системи визначають як П. ф. послідовного сполучення (при цьому за окремі ланки можна вважати й згадані вище сполучення ланок), що не залежить від місця розімкнення системи. П. ф. замкненої системи залежить від того, що вважають за вхід і що — за вихід системи. У зв'язку з цим розрізняють: 1) П. ф. за задавальними діями, які означають її як П. ф. сполучення зі зворотним зв'язком, при цьому $W_n(p)$ — ланка або сукупність ланок, що містяться між точкою прикладання задавального дії й регульованою координатою; 2) П. ф. за похибкою $W_e(p) =$

$$= \frac{1}{1 + W_{\text{зв}}(p) W_n(p)}$$
 (тут за вхід приймають задавальні дії, а за вихід — похибку системи); 3) П. ф. за збуренням, коли за вхід вважають збурення, що діє на об'єкт, а за вихід — регульовану координату $W_r(p) =$

$$= \frac{W_{\text{вх}}(p)}{1 + W_{\text{зв}}(p) W_n(p)}$$
 (тут за $W_{\text{вх}}(p)$ вважають П. ф. ланки, що містяться між точкою прикладання збурення та регульованою координатою y).

У всіх трьох П. ф. замкнених систем є спільний знаменник $1 + W_{\text{зв}}(p) W_n(p)$. Прирівнявши його до нуля, одержимо характеристичне рівняння замкненої системи, корені якого визначають динамічні характеристики системи, якщо вона цілком піддається керуванню й спостереженню. Використання апарату різнищевих рівнянь і Лапласа дискретних перетворень аналогічно приводить до визначення П. ф. імпульсних систем керування.

А. А. Турчик.

ПЕРЕДАВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ ШВИДКІСТЬ — величина, що характеризує інформації кількість, яка міститься в сигналі на виході каналу зв'язку, порівняно з кількістю П. в сигналі на його вхіді. Якщо $\eta =$

$= (\eta_1, \eta_2, \dots)$ та $\tilde{\eta} = (\tilde{\eta}_1, \tilde{\eta}_2, \dots)$ — випадкові послідовності, що утворюють відповідно сигнали на виході й виході якогось каналу зв'язку з дискретним часом, то П. і. ш. по такому каналу буде величина

$$R = I(\eta, \tilde{\eta}) = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} I((\eta_1, \dots, \eta_n), (\tilde{\eta}_1, \dots, \tilde{\eta}_n)), \quad (1)$$

де $I(\dots)$ — кількість інформації, що міститься в n -вимірній випадковій величині $(\eta_1, \dots, \tilde{\eta}_n)$ щодо n -вимірної випадкової величини (η_1, \dots, η_n) , якщо ця границя існує. Аналогічно цьому, для каналів з неперервним часом П. і. ш. наз. величину

$$R = \bar{I}(\eta, \tilde{\eta}) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} I(\eta_0^T, \tilde{\eta}_0^T), \quad (2)$$

якщо ця границя існує. Тут η_0^T та $\tilde{\eta}_0^T$ — відрази (0, T) сигналів $\eta(t)$ та $\tilde{\eta}(t)$ на вході й виході каналу відповідно. Існування границь у ф-лах (1) та (2) доведено для досить широкого класу каналів, у яких сигнали на вході та виході є стаціонарними і становлять стаціонарно зв'язану пару випадковим послідовностям (або процесів). Для стаціонарних каналів без пам'яті П. і. м. дорівнює кількості інформації $R = I(\eta_0, \tilde{\eta}_0)$, що міститься в

сигналі на виході $\tilde{\eta}_0$ з якийсь момент t щодо сигналу на вході η_0 у той самий момент. Явне обчислення П. і. м. виявляється можливим, напр., для гауссівських каналів. Якщо сигнали на вході й виході каналу $\eta = (\eta_1, \eta_2, \dots)$ та $\tilde{\eta} = (\tilde{\eta}_1, \tilde{\eta}_2, \dots)$ є регулярними гауссівськими стаціонарними та стаціонарно зв'язаними послідовностями із спектральними щільностями $f_\eta(\lambda)$, $f_{\tilde{\eta}}(\lambda)$ відповідно та $f_{\eta\tilde{\eta}}(\lambda)$ — взаємна спектральна щільність пар $(\eta, \tilde{\eta})$, то П. і. м.

$$R = -\frac{1}{2} \int_{-\frac{1}{2}}^{\frac{1}{2}} \log \left(1 - \frac{|f_{\eta\tilde{\eta}}(\lambda)|^2}{f_\eta(\lambda)f_{\tilde{\eta}}(\lambda)} \right) d\lambda$$

де інтегрування ведеться за тими λ з інтервалу $(-\frac{1}{2}, \frac{1}{2})$, для яких $f_\eta(\lambda) > 0$.

Р. Д. Добрушин, В. В. Прасолов.
ПЕРЕКЛАД АВТОМАТИЧНИЙ для машинописного перекладу.

ПЕРЕМІЖНАЛЬНІ ФУНКЦІЇ — функції, що здійснюють однозначне відображення множини наборів (x_1, x_2, \dots, x_n) , у яких аргументи приймають значення з множин X_1, X_2, \dots, X_n , де $X_i = \{0, 1, \dots, k_i\}$, у множини $Y = \{0, 1, \dots, k\}$. Найчастіше розглядають П. ф., в яких усі аргументи приймають значення в одній й тій самій м-ні $X = \{0, 1, \dots, k\}$ і для яких м-на Y збігається з м-ною X . Якщо $X = Y = \{0, 1\}$, то П. ф. має функцією алгебри логіки (ФАЛ) або булевою функцією. В заг. випадку кількість різних наборів, на яких визначено П. ф., $N = X_1^{k_1} X_2^{k_2} \dots X_n^{k_n}$ (для ФАЛ $N = 2^n$), а

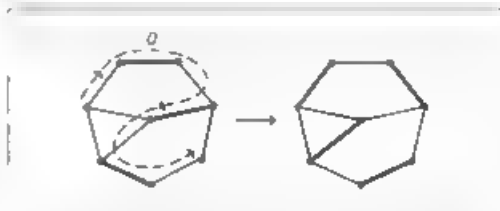
кількість різних П. ф. дорівнює $K^{X_1^{k_1} X_2^{k_2} \dots X_n^{k_n}} = K^N$ (для ФАЛ $N = 2^n$). Отже, можна П. ф. можна задавати скінченною таблицею, в якій N рядків. У лівій частині цієї таблиці перелічуються всі можливі набори аргументів заданої П. ф., а в правій — значення на цих наборах. Зі зростанням кількості аргументів або при великих потужностях м-н X_i значення N швидко збільшуються, і табличне задавання П. ф. стає непрактичним. Крім задавання П. ф. у вигляді таблиці, їх завжди можна подавати й в аналітичній формі. Найдужче поширеними є аналітичні пода-

вання П. ф., що використовують характеристичні ф-ції. Характеристична ф-ція χ_i повинна мати таку властивість: на наборі з номером i вона повинна набувати деякого фіксованого значення α , а на решті наборів — відмінного від цього значення, але однакового для всіх наборів значення β . Нехай, напр., $\chi_i = \alpha$ для набору з номером i і дорівнює β для наборів з номерами, відмінними від i ($\alpha, \beta \in X$). Визначимо дві спец. операції \circ та \odot з такими властивостями: $\beta \odot \gamma = \beta$, $\alpha \odot \gamma = \gamma$ і $\gamma \circ \beta = \gamma$, де $\gamma \in X$, а γ_i — це значення П. ф. на наборі з номером γ_i . Тоді П. ф. y можна записати в стандартній формі: $y = (\chi_0 \odot y_0) \circ (\chi_1 \odot y_1) \circ \dots \circ (\chi_{N-1} \odot y_{N-1})$. Для ФАЛ аналогом аналітичних виразів П. ф. в двізначній нормальній формі і кон'юнктивна нормальна форма.

Однією з центр. проблем у теорії П. ф. є *проблема*, суть її зводиться ось до чого: треба визначити, чи можна побудувати будь-яку П. ф., застосовуючи до заданої системи П. ф. операції суперпозиції (підстановки). Необхідні й достатні умови перевірки повноти системи ф-цій одержано лише для ФАЛ і П. ф. зі збіжними м-нами X та Y при $k = 2$. Другою великою проблемою в теорії П. ф. є проблема мінімізації аналітичного опису П. ф. Навіть для випадку ФАЛ ця проблема становить відчутні труднощі, пов'язані з великим перебором, неминучим при пошуку мінім. аналітичних виразів. Ще більш труднощі виникають при мінімізації П. ф. з $k > 2$. Д. О. Поспелов.

ПЕРЕМІЖНИЙ ЛАНЦЮГ — ланцюг графа $L = (X, U, P)$ з виділенням у ньому суграфом $L' = (X, U', P)$, який має ту властивість, що ребра, які належать U' (активні), чергуються з ребрами, які не належать U' (стонними). Зсув суграфа L' в L по П. л. Q з множиною ребер $U' = P$ замінює новим суграфом $L'' = (X, U'', P)$, де $U'' = (U' \setminus U) \cup (U \setminus U')$, тобто заміна вздовж ланцюга Q всіх активних ребер стонними і навпаки.

Суграф L' , ребра якого не мають однієї з одним спільних вершин, наз. паросполученням.



лученням графа L ; якщо Q — простий П. л. відносно L' , такий, що його початкова й кінцева вершини не інцидентні ніяким ребрам з U' , то зсув L' по Q приводить до нового паросполучення L'' , яке містить на одне ребро більше, ніж L' (див. мал.); якщо ж П. л. вказаного вигляду в L нема, то паросполучення L' містить найбільшу можливу кіль-

ність ребер. Цим користуються у графі теорії та її застосуваннях (напр. при розв'язуванні задачі про опт. призначення кандидатів на посади). Метод, заснований на зсувах підграфів по П. Л., наа. ще угорським методом.

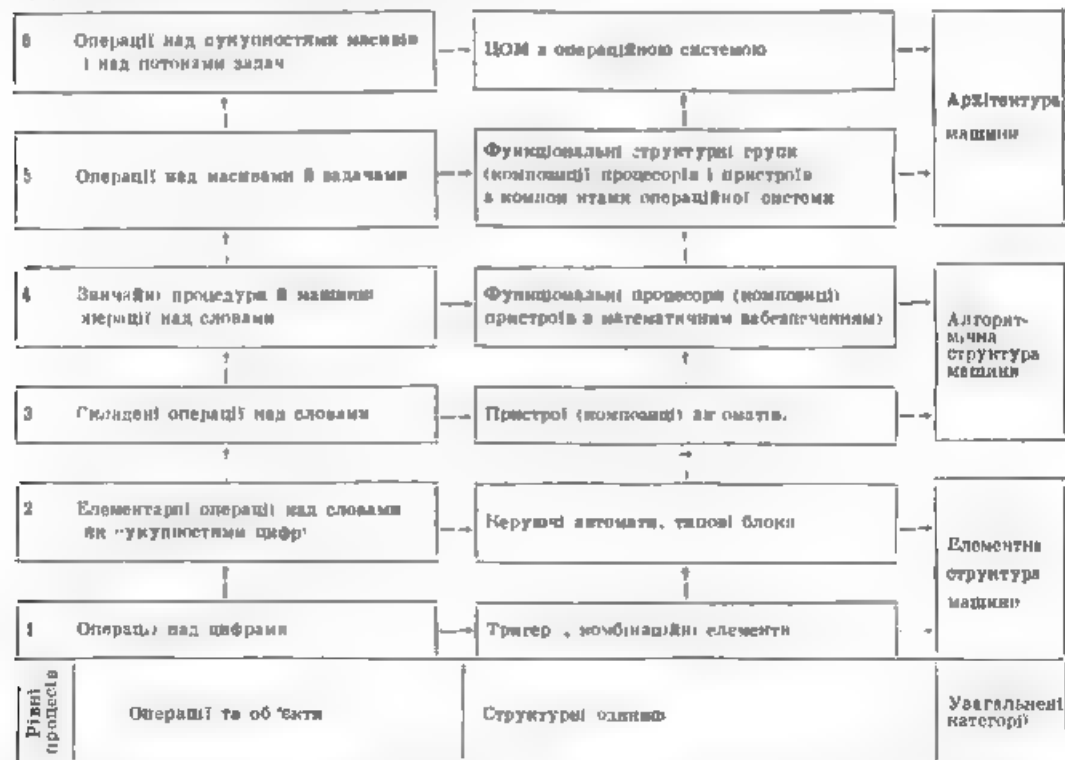
О. О. Зинке.

ПЕРЕРІЗІВ ПРОСТОРУ ПАРАМЕТРІВ МЕТОД — метод дослідження фазового простору і простору параметрів при *нелінійних* системах автоматичного керування *аналіз* ПЕРЕРОБКА ІНФОРМАЦІЇ В ЦОМ — ієрархічний процес одержування шуканих результатів шляхом виконання задаваних за допомогою програм (прямо чи непрямо) дій над первісними даними і над проміжними результатами. Ієрархічність процесу полягає в тому, що кожний його рівень щодо нижнього рівня (крім найнижчого) характеризується такими осн. особливостями: одиниці інформації являють собою впорядковані сукупності одиниць інформації нижнього рівня; операції над цими одиницями інформації станов-

лять процесу; це не виключає можливості поділу їх в свою чергу на проміжні рівні. Розглянемо цю таблицю з першого нижнього рівня.

Операції над цифрами є або *операторами* елементарними, або їхніми стандартними суперпозиціями (за приклад такої суперпозиції може правити елементарний оператор, що реалізує ф-ції тригера, виконаного у вигляді композиції комбінаційних елементів). Ці операції не мають, як правило, позначень у мові ЦОМ *внутрішній*. До операцій 2-го рівня належать т. з. типові елементарні операції над словами (як сукупностями цифр), виконувани в блоках ЦОМ *типових*, і операції в *автоматах керуванні*, що являють собою деякі їхні суперпозиції. Зазначені операції, як правило, є однотактними. Їх можна розглядати як мікрооперації, що мають позначення у внутр. мові ЦОМ, але при цьому безпосередньо до них програмного доступу немає. Ці два рівні переробки інформації об'єднано спільним по-

Ієрархічна структура процесу переробки інформації



лять системи операцій нижнього рівня; структурні компоненти, де реалізуються ці операції, є не що інше, як композиції структурних компонентів нижнього рівня. Сукупність цих характеристик для кожного з рівнів процесу П і в ЦОМ наведено в табл., що характеризує процес у цілому. В табл. подано в узагальненому вигляді лише основні визначаль-

няттям — *елементарна структура ЦОМ*. Для описування операцій нижнього рівня використовують алгебр. мови (напр., *булеві алгебри*), для операцій 2-го рівня — автомат. мови (напр., такі, що застосовують разом *алгебру подій*, таблиці переходів та виходів і систему *булевих функцій*). Обидва ці рівні об'єднано мовами *часових перемикальних*

функцій, причому в останньому випадку часові співвідношення, що характеризують процес роботи автомата, враховують аналітично.

Операції над словами (див. *Операції над символами в рядках*), що належать до 3-го рівня процесу переробки інформації, розглядають як системи елементарних операцій над словами, тобто як складені операції над словами. Операції 4-го рівня розглядають як системи складених операцій, т. з. машинні базисні операції, а також як звичайні вбудовані процедури (напр., типу елементарних ф-цій), виконуваних над окремими операндами (в не масивами) протягом або одного елементарного циклу (для базисних операцій), або кількох таких циклів роботи машини, або процесора (для вбудованих процедур). Перші з них реалізуються автономними пристроями (типу керуючих, запам'ятовувальних, оброблювальних, операційних та інших пристроїв), а другі — власне машиною або комплексом її процесорів — у разі багатопроцесорної побудови машини (див. *Багатопроцесорна обробка інформації*).

Операції зазначених рівнів процесу П. і. в ЦОМ позначаються на програмному рівні внутр. мови в явному й неявному видах (у неявному виді — переважно службові операції). При цьому операції 3-го рівня позначаються відповідними операційними й адресними частинами команд, а операції 4-го рівня — командами в цілому. Операціями 3-го й 4-го рівнів керують звичайно мікропрограми, що реалізуються апаратними засобами (див. *Математичне забезпечення ЦОМ експерименту*). При цьому мікропрограма операцій 4-го рівня являє собою систему відповідних мікропрограм операцій 3-го рівня, можна в яких є повною послідовністю мікрокоманд операцій 2-го рівня.

Для описування операцій 3 й 4-го рівнів використовують мови мікропрограмних алгебр (див. *Алгебра алгоритмів*) і логічних схем алгоритмів, а для описування відповідних структурних компонент наступних рівнів — мови описування пристроїв ЦОМ. Усі верхні рівні цього процесу, починаючи з 3-го рівня, об'єднують спільним поняттям алгоритмічної структури ЦОМ, всередині якого виділяють ще й поняття архітектури машини, яке охоплює всі рівні, що йдуть за 4-м рівнем. На 5-му рівні процесу П. і. в ЦОМ розглядають операції над масивами слів, включаючи такі операції, як введення, введення й переслідування масивів, обробка їх (напр., різні стандартні операції матрице-векторного типу), операції трансляції програм, операції власне розв'язування задач, операції організації обчисл. процесу. Ці операції виконує або машина в цілому спільно з власною операційною системою, або функціональні групи її процесорів та пристроїв (під час мультипроцесорної обробки). Залежно від ступеня автомат. організації обчисл. процесу засобами операційної системи на 5-му рівні чіткіше, ніж на попередніх рівнях, можна

намітити різні підрівні. Найвищий підрівень 5-го рівня відповідає мультипрограми організації обчисл. процесу в режимі колективного користування (див. *Обробка інформації в режимі розподілу часу*). Останній — 6-й рівень (стосовно машини, а не обчислювальних систем, що складаються з окремих машин) — охоплює т. з. мультипроцесорну обробку інформації (бо вона є обробкою, яку виконує ще один оброблювальний процесор). Коли операції попереднього рівня розглядають як окремі задачі, то на 6-му рівні операціями є потоки завдань, а одиницями інформації, над якими вони здійснюються, — сукупності масивів і потоки задач. Як видно з наведеної схеми процесу П. і. в ЦОМ, дальша автоматизація матем. експлуатації машин і збільшення їхньої ефективності пов'язані з нарощуванням рівнів процесу та з розвитком засобів математичного забезпечення ЦОМ. Цю схему в цілому можна розглядати як абстрактну й найзагальнішу, але водночас досить типову структуру процесу переробки інформації в цифрових обчисл. машинах.

Див. Рабинович З. Л. Елементарні операції в чисельних машинах К. 1966 [бібл.огр. с. 235—291]. Глушкова В. М. (та ін.). Висновки з машини з різними системами інтерпретації К. 1970 [бібл.огр. с. 254—257]. Погосян Д. А. Введення в теорію чисельних систем. М., 1972 [бібл.огр. с. 255—274].

З. Л. Рабинович.

ПЕРЕСЛІДУВАННЯ ЗАДАЧА — спеціальна задача теорії диференціальних, в якій є два гравці (переслідувач та переслідуваний). Мета першого — спіймати другого, а другий намагається, щоб його не спіймали. Математично задача формулюється так. Поведінку переслідувача P описують системою дифер. рівнянь

$$\frac{dx}{dt} = f(x, u),$$

де x — n -вимірний вектор, $f(x, u)$ — n -вимірний ф-ція з компонентами $f_1(x, u), \dots, f_n(x, u)$, u — r -вимірний вектор, що змінюється в області U , t — час. Аналогічно описують поведінку переслідуваного E :

$$\frac{dy}{dt} = g(y, v),$$

де v — s -вимірний вектор, що змінюється в області V . Кажуть, що гравець P наздогнав гравця E , якщо в якийсь момент часу $x = y$. Іноді для спіймання необхідно, щоб співпала лише частина координат $x_i = y_i$, $i = 1, \dots, k \leq n$. Вибираючи своє керування, гравці P та E можуть користуватися лише моментальною інформацією, тобто знанням *фазових координат* $x(t)$ й $y(t)$ у поточний момент часу. Тому свої керування вони повинні вибирати як ф-ції координат x та y , тобто $u = u(x, y)$, $v = v(x, y)$. Потрібно з'ясувати, з яких початкових станів x^0, y^0 гравець P може скінчити переслідування за скінченний відрізок часу та яке керування $u(x, y)$ він повинен використати при цьому.

П. в. добре досліджено адекватного для лінійних систем дифер. рівнянь, тобто коли $f(x, u) = Ax + Bu$, $g(y, v) = Dy + Cv$,

де A та D — матриці розмірів $n \times n$, а B та C — матриці розмірів $n \times r$ та $r \times r$ відповідно. Для цього випадку сформульовано ряд достатніх умов того, що з якоїсь точки x^0, y^0 гравець P може скінчити переслідування за скінченний відрізок часу. Існують також умови, за яких гравець E гарантує собі, що його не буде спіймано.

Одну з найпростіше перевірюваних умов, що гравець P наздожене гравця E , можна (не зовсім строго) описати в таких термінах. Нехай $M(x, T)$ — множина точок, яких може досягти гравець P в момент часу T , використовуючи всі можливі допустимі керування, тобто обмежені виміри функції $m(t)$ ($m(t) \in U$) при всіх t , $0 \leq t \leq T$. Множину $M(x, T)$ наз. множиною досяжності. Аналогічно визначають множину досяжності гравця E $N(y, T)$. Моментом погонивання $T(x, y)$ наз. такий перший момент $T > 0$, для якого $N(y, T) \subset M(x, T)$. Нехай тепер множина $M(x, T)$ та $N(y, T)$ гладкі й у момент $T(x, y)$ мають єдину точку дотику. Припускають, що ці умови виконано для всіх x, y , для яких $T(x, y) < +\infty$. Тоді гравець P може спіймати гравця E з будь-якої точки x^0, y^0 для якої $T(x^0, y^0) < \infty$.

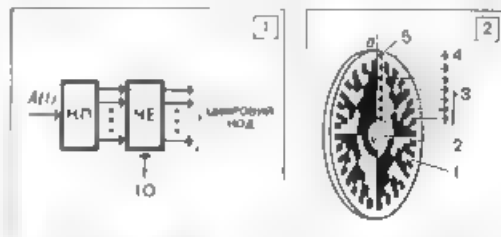
Літ. див. по ст. *Теорія диференціальних рівнянь*. В. М. Паштінний, ПЕРЕТВОРЕННЯ ПЕРІОДИЧНО-ВИЗНАЧЕНЕ — спеціальний тип перетворення на нескінченному в обидва боки k -позиційному регістрі $X = \{..., x_1, x_0, x_{-1}, ...\}$, тобто на такому регістрі, що можна x_i набуває значення з множини $E_k = \{0, 1, ..., k-1\}$, ($-\infty < i < \infty$). Під станом *регістра* X розуміють нескінченну в обидва боки послідовність з елементів множини E_k : $\bar{\alpha} = \{..., \alpha_1, \alpha_0, \alpha_{-1}, ...$), де α_i — стан (значення) i -го елемента регістра. Нехай k — якесь ціле число, а $f(\tau_1, ..., \tau_n)$ — функція k -значної логіки (див. *Логіка багатозначна*), де аргументи $\tau_1, ..., \tau_n$ — нефіктивні, П. в. $P_{k,f}$ регістра X , який перебуває в стані $\bar{\alpha} = \{..., \alpha_1, \alpha_0, \alpha_{-1}, ...$), переводить цей регістр у новий стан $\bar{\beta} = \{..., \beta_1, \beta_0, \beta_{-1}, ...$), який визначають за ф-ною

$$\beta_i = f(\alpha_{i+k}, \alpha_{i+k+1}, ..., \alpha_{i+k+n-1}), \quad (-\infty < i < \infty)$$

Число k наз. *коэф. перетворення* $P_{k,f}$, а функцію f — базовою, або породжувальною, ф-цією даного перетворення. Прикладом П. в. є асинхронна $C_{k,f}$ на регістрі X , де $f(\tau_1) = \tau_1$, *коэф. k* вказує на напрям і число, на яке зсуваються елементи регістра; при зсуванні праворуч ($k > 0$), ліворуч ($k < 0$). Якщо регістр X є двопозиційним ($E_2 = \{0, 1\}$), П. в. $P_{k,f}$ при $k = 0$, $f(\tau_1) = \tau_1$ реалізує інверсію на регістрі X .

Узагальненнями однореєстрових П. в. є П. в. з допоміжними змінними та багатореєстрові П. в., до яких належать, наприклад, відомі порозрядні логічні операції: кон'юнкція, диз'юнкція, суми (mod 2) тощо. П. в. на регістрі та їхні узагальнення запропонував рад. математик В. М. Глушков (в. 1923) у зв'язку з формалізацією етапу блокового проектування ЦОМ і для ряду ін. задач. Зокрема, за допомогою П. в. можна здійснювати синтез мікропрограм арифм. і логіч. операцій, таких, як додавання, множення, порівнювання тощо, та представляти оператори й деякі синтаксичні перетворення в алгоритмі. *Мова програмування Див. також Автомат реєстровий.*

Лит. Глушков В. М. Теорія автоматів і нові розробки проєктування структур цифрових машин «Кибернетика» 1965 № 1. Ющенко Б. І., Цейтлин Г. Е. Об алгоритмічній багатореєстровій операції «Кибернетика» 1971, № 2. Г. О. Цейтлин, ПЕРЕТВОРЮВАЧ З БЕЗПОСЕРЕДНІМ ВІДЛІКОМ аналого-цифровий перетворювач (АЦП), у якому знімання даних здійснюється методом прямого зчитування. Застосовують його для кодуювання кутових величин та електр. напруг. Для П. з б. в. (мал. 1) є характерною наявність кодуючого пристрою КП (у вигляді кодуючих дисків, масок і сіток), який здійснює безпосереднє оцінювання аналогової величини $A(t)$ в чутливих елементах ЧЕ, які зчитують код з КП при поданні імпульсу опиту ІО. В П. з б. в. для кодуювання кутових величин використовують диски, а для напруг — кодуючі маски на екранах електроннопроменевих трубок. Кодові диски виконують для різних способів знімання цифрової інформації: електромех. (контактного), фотоелектр., індуктивного, трансформаторного та емісійного. В П. з б. в. високої точності може бути кілька дисків, а єдиних редукторів з передачами відношенням, кратним основі системи числення. Якщо в КП застосовують звичайні двійкові коди (мал. 2), то при невеликій воготочності в розміщенні чутливих елементів у момент знімання кодів можуть виникати значні похибки. Щоб уникнути цього, в КП застосовують спец. коди,



1. Блок-схема аналого-цифрового перетворювача з безпосереднім відліком. 2. Аналого-цифровий перетворювач з безпосереднім відліком: 1 — кодуючий диск; 2 — маска; 3 — вихід цифрового коду; 4 — сигнал опитування; 5 — чутливий елемент; 6 — діод встановлення чутливих елементів.

напр., двійково-циклічний код (код Грея) або один із двійково-зсунутих, «подвійну шіф-

куз або «V-розгортку» (код Баркера). Завдання цього похибка зчитування не перевищує одиниці молодшого розряду.

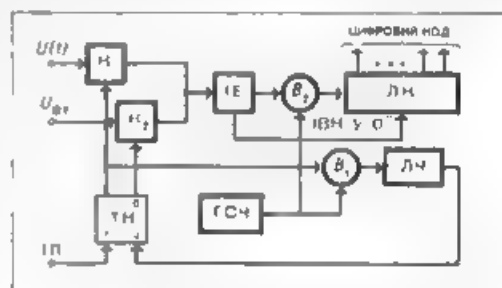
До П. з б. н. належать і перетворювачі без кодових масок, але з відліком коду в один такт. Їх будують за принципом паралельного (одночасного) відпрацювання всіх розрядів числового еквівалента аналогової величини. В таких перетворювачах використовують спеціальні фіксовані моменти часу став порогових порівнювальних пристроїв є дискретним відображенням вхідного аналогового сигналу. При опитуванні П. з б. н. час витрачається лише на зчитування готового коду.

А. І. Кондалев.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ІНТЕГРУВАЛЬНОГО ТИПУ — аналого-цифровий перетворювач (АЦП) послідовної лічби, в якому цифровий еквівалент вхідної аналогової величини на виході перетворювача зображується у вигляді усередненого значення цієї величини за час циклу кодування. Принципи інтегрування використовують в АЦП з проміжним перетворенням аналогового сигналу на частотний (див. *Перетворювач частотно-імпульсний*) і в деяких різновидах перетворювачів часо-імпульсних і фазо-імпульсних. Загальним для всіх П. і. т. є інтегрування вхідного сигналу. В перетворювачах часо-імпульсних інтегрування відбувається у кожному циклі перетворення протягом постійного проміжку часу, потім здійснюється компенсація одержаного інтеграла за допомогою еталонної величини з одночасним кодуванням часу, який витрачено на компенсацію. Одержаний код є числовим еквівалентом вхідного сигналу. У перетворювачах частотно-імпульсних інтегрування провадиться періодично, з частотою, пропорційною величині вхідного сигналу. Кодування здійснюється підрахуванням числа спрацювань інтегратора під дією вхідного сигналу за якийсь постійний проміжок часу, що дорівнює за тривалістю циклові однократного перетворення.

На мал. зображено блок-схему П. і. т. для кодування електр. напруг $U(t)$. Вхідним вузлом П. і. т. є інтегровальний елемент ІЕ. Пусковим імпульсом ІП тригер керування ТК переводять у положення «в». При цьому сигнал з його однічного виходу відкриває ключовий елемент K_1 і вентиль B_1 . Через K_1 до ІЕ підключається кодована напруга $U(t)$, а через B_1 у лічильник часу ЛЧ починають надходити імпульси з генератора стабільної частоти ГСЧ. ЛЧ задає постійний інтервал часу інтегрування T_1 , за який в ІЕ нагромаджується величина, пропорційна ін-

тегралові $\int_0^{T_1} U(t) dt$. Вентиль B_1 в цей час залишається закритим. Коли закінчується час T_1 , ЛЧ виробляє імпульс, який переводить ТК у положення «б». Закривається K_1 , а відкривається K_2 (сигналом від ТК) і B_2 (сигналом від ІЕ). Відбувається це майже одночасно. Через K_2 до ІЕ підключається еталонна напруга U_{et} . Вона постійна за величиною і протилежна за знаком напруги $U(t)$, і, коли П. підімкнута до ІЕ, викликає на його виході сигнал, який відкриває B_2 . Імпульси з ГСЧ надходять у лічильник коду ЛК. Під впливом U_{et} відбувається компенсаційне інтегрування і в момент настання рів-



Блок-схема перетворювача інтегровального типу.

ності $\int_0^{T_1} U(t) dt = U_{et} T_1$ (T_1 — час компенсації) на виході ІЕ зникає сигнал, і вентиль B_2 закривається. В ЛК залишається код N , який дорівнює за значенням $N = T_1 / T_p$, де T_p — частота імпульсів ГСЧ. Враховуючи попередні співвідношення, можна записати $N =$

$$K \int_0^{T_1} U(t) dt, \text{ де } K = \frac{T_p}{U_{et}} — \text{величина постійна. З цього видно, що коди на виході П. і. т. пропорційні, з одного боку, інтегралу аналогового сигналу, а другого — часу компенсації (кодування).}$$

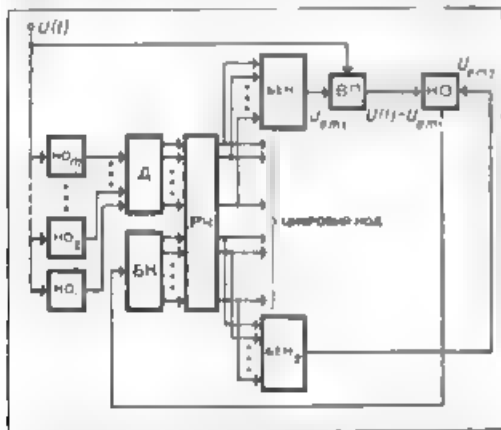
А. І. Кондалев.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ КОМБІНОВАНИЙ — аналого-цифровий перетворювач, який залежно від величини чи швидкості змінювання вхідного аналогового сигналу провадить кодування за одним з кількох принципів, закладених у його структуру. Поява і розвиток П. к. зумовлені прагненням розв'язати задачу оптимізації характеристик аналого-цифрових перетворювачів структурними методами. При проектуванні П. к. з усього комплексу тех., метрологічних, екон. та експлуатаційних вимог виділяють головні й у комбіновану структуру включають такі перетворювачі та об'єкти такі зв'язки між ними, а також забезпечують таку послідовність їхньої роботи в процесі кодування, при яких вдається найповніше задовольнити основні вимоги, враховуючи їхню важливість. Б багато конкретних схем П. к., до складу яких входять перетворювачі з різними алгоритмами функціонування або з однаковими алгоритмами, але з різними системами числення чи кроком квантування.

Найчастіше комбінуються перетворювачі послідовної лічби і перетворювачі з порозряд-

тегралові $\int_0^{T_1} U(t) dt$. Вентиль B_2 в цей час залишається закритим. Коли закінчується час T_1 , ЛЧ виробляє імпульс, який переводить ТК у положення «б». Закривається K_1 ,

ним кодуванням, послідовної лічби і безпосереднього відліку, порозрядного кодування і безпосереднього відліку. Через це такі П. к. при зміні, напр., швидкості аналогової величини здатні змінювати час кодування в межах від T до $2^m T$, де T — період слідування тактових імпульсів, m — кількість розрядів коду в двійковій системі числення. На мал. подано блок-схему П. к. для кодування електр. напруг $U(t)$, який являє собою сполучення перетворювача з базисосереднім відліком і перетворювача з порозрядним кодуванням.



Блок-схема комбінованого перетворювача.

Перший перетворювач поділяє шкалу вхідних сигналів на однакові частини і визначає, до якої з них належить кодована напруга $U(t)$. При двійковій системі числення кількість частин береться кратно 2^m , де m — кількість старших розрядів, що визначаються за допомогою перетворювача з безпосереднім відліком. Для цього використовують $2^m - 1$ порогових кум'юляцій $HO_1 - HO_m$. Сигнали з HO за допомогою дешифратора D перетворюються на двійковий код, який записується в старших розрядах регістра числа $РЧ$. Блок еталонної напруги $БЕН_1$, керований цим розрядом, виробляє еталонну напругу $U_{ет1}$, еквівалентну записаному в них коду. У відповідному пристрої $ВП$ від $U(t)$ віднімається $U_{ет1}$ і залишок подається на вхід другого перетворювача, який здійснює порозрядне кодування цього залишку. Відповідний їм код записується в $(m - m)$ молодших розрядах $РЧ$ (m — повне число двійкових розрядів П. к.). Потактивне порівнювання залишку $U(t) - U_{ет1}$ з еталонною напругою $U_{ет2}$ проводить $НО$. Блок еталонної напруги $БЕН_2$ виробляє $U_{ет2}$, а блок керування $БК$ здійснює тактування.

А. І. Кондаков.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ЛІНІЙНИЙ — пристрій для перетворення однієї системи фізичних величин на іншу, пов'язану з першою лінійною залежністю вигляду $y = A(x)$. Тут $x = (x_1, x_2, \dots, x_n)$ — вектор відомих (заданих)

величин будь-якої фіз. природи, $y = (y_1, y_2, \dots, y_m)$ — вектор невідомих (содержуваних) величин фіз. природи, відмінної, в заг. випадку, від x , A — відомий лінійний оператор. За видом оператора A розрізняють П. л. алгебр., інтегро-диф. та ін., за фіз. зображенням величин — електронні, мех., електро-мех., фотоелектр. тощо. Зокрема, якщо у векторі x є одна компонента, A — число, а y — величина електр. характеру, П. л. перетворюється на відомий давач — перетворювач неелектр. величини x на електр. струм, напругу чи іншу величину y електр. природи з лінійним законом перетворення.

В електронному моделюванні П. л. — пристрій для лінійного перетворення системи електр. величин. Електронні П. л. широко застосовують у моделях систем лінійних алгебр., рівнянь і нерівностей, у моделях задач програмування лінійного та ін. лінійних об'єктів. Відомі резистивно-омічні, реактивні, трансформаторні й власне електронні П. л. Як реактивні П. л. можуть виступати лінійні кола змінного струму, що мають додаткові лінійні реактивні елементи: індуктивності, ємності, взаємні індуктивності. Трансформаторні П. л. мають систему багатобобинкових трансформаторів, кількість, параметри обмоток і взаємні з'єднання яких визначають вид оператора перетворення. Резистивно-омічні й трансформаторні П. л. належать до алгебр. П. л. Сюди ж можна віднести й реактивні П. л. в тому разі, коли використовують установлені періодичні режими їхньої роботи. На мал. дано схему алгебр. П. л., що побудована з використанням електронних підсилювачів постійного струму і здійснює лінійне перетворення

$$V_1 = g_{11}U_1 + g_{12}U_2 + \dots + g_{1n}U_n, \quad V_m = g_{m1}U_1 + g_{m2}U_2 + \dots + g_{mn}U_n, \quad (1)$$

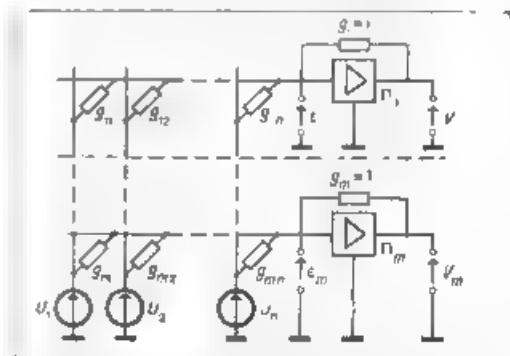


Схема алгебричного лінійного перетворювача.

У цій схемі задавання величин джерел напруг U_1, U_2, \dots, U_n приводить до появи на вихідних полюсах підсилювачів $П_1, \dots, П_m$ напруг V_1, V_2, \dots, V_m , пов'язаних з U залежністю (1). Для точної роботи пристрою потрібно утворити потенціально-нульові точки e_1, \dots

U_1, U_2, \dots, U_n пов'язані залежностями

$$\begin{aligned} \varepsilon_{11}U_1 + \varepsilon_{12}U_2 + \dots + \varepsilon_{1n}U_n &= 0, \\ \varepsilon_{21}U_1 + \varepsilon_{22}U_2 + \dots + \varepsilon_{2n}U_n &= 0, \\ &\vdots \\ \varepsilon_{n1}U_1 + \varepsilon_{n2}U_2 + \dots + \varepsilon_{nn}U_n &= 0. \end{aligned} \quad (3)$$

Щоб на цьому П. л. о. одержати нестривальний розв'язок системи (3), частину напруг повинно бути задано підйомними до полюсів U_1, U_2, \dots, U_n джерел напруги чи при-

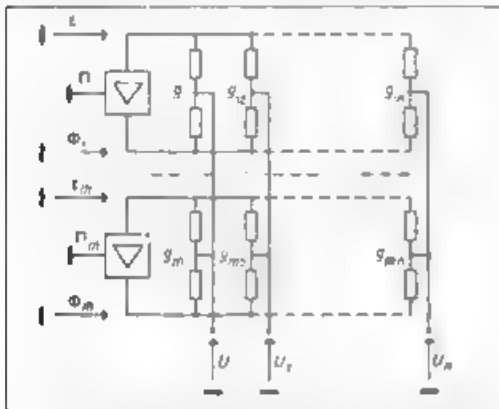


Схема розкладового лінійного оборотного перетворення

строю, що забезпечує певний за'ясок цих на-
пруг між собою. У першому випадку кіль-
кість таких джерел не повинна перевищува-
ти $n - m$; у другому — додаткові обмеження
не повинні суперечити системі (3). Якщо $m =$
 $= 1$, П. д. о. перетворюється на оборотний
суматор, а якщо $m = n$, — на *повнітальний*
модель системи лінійних алгебр. рівнянь.

П. А. о. будуть, використовуючи *оборотності* прикипи. Достоїнствами його є велика стійкість роботи електронної схеми й можливість перетворення без змінювання структури схеми при довільному поділі напруги U_1, U_2, \dots, U_n на задавані та одержувані. Вадами П. А. о. є апаратурна складність і низький рівень робочих напруг порівняно з шкалою електронних підсилювачів. Щоб уникнути цих вад, будуть *перетворювачі лінійної коаліборності*. **В. М. Богачев**

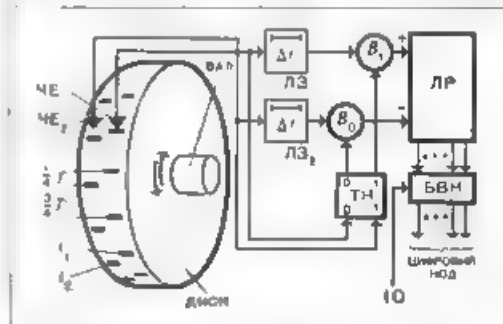
ПЕРЕТВОРЮВАЧ НАГРОМАДЖУВАЛЬНИЙ — різновид аналого-цифрового перетворювача, що базується на принципі кодування аналогових величин за методом послідовного нагромадження прористості. П. н. застосовують головним чином для точного оцінювання кутових величин і числа обертів обертових валів. У найпростішому виконанні П. н. складається з насаджового на вал диска, розміченого на однакові частини, чутливого елемента, який у відповідь на кожний одиничний прорист кутової величини формує імпульс. Та нагромаджувального лічильника

імпульсів. Загальна кількість налічених імпульсів у кожний момент часу еквівалентна кутові повороту ваги. Якщо обертання ваги двохстороннє, то потрібен реверсний лічильник: при обертанні ваги в одному напрямі в лічильнику відбувається підсумовування імпульсів, що надходять, а при обертанні в протилежному напрямі — віднімання їх.

Б багато різновидів конструктивного виконання дисків і чутливих елементів: індукційні, магнітні, фотоелектричні, емсійні тощо. На мал. наведено блок-схему П. я. для кодування кутового переміщення вала з реверсивним обертанням. Уздовж периметра диска записано (показано у вигляді міток) дві послідовності імпульсів I_1 та I_2 . Імпульси I_1 асунуті відносно імпульсів I_2 . Величина зсуву залежить від напрямку обертання: якщо рух відбувається за годинниковою стрілкою, зсув дорівнює $\frac{1}{2} T$, якщо проти годинникової

стрілки— $\frac{3}{4} T$, де T — період проходження імпульсів. Імпульси I_1 зчитує чутливий елемент $ЧЕ_1$, імпульси $I_2 \rightarrow ЧЕ_2$. Підсумовуванням або відніманням імпульсів (залежно від напрямку обертання) керує схема, що складається з тригера нерування ТК, двох ліній застримки ЛЗ, (для імпульсів I_1) і ЛЗ, (для імпульсів I_2) та двох вентилів $В_0$, $В_1$. Затри-

ки дорівнюють $\frac{1}{2} T$. Імпульси I_1 , подано на вхід «0», імпульси I_2 на вхід «1» тригера керування ТК. Затримані імпульси I_1 подано на вентиль B_1 , затримані імпульси I_2 — на вентиль B_2 . Якщо тригер ТК встановлюється в стан «0», він відкриває вентиль B_2 , якщо встановлюється в стан «1» — відкриває вентиль B_1 . Коли вал обертається в позитивному напрямку (за годинниковою стрілкою), через вентиль B_1 по шині «+» (підсумовування)



Блок-схема агрегативного преобразователя.

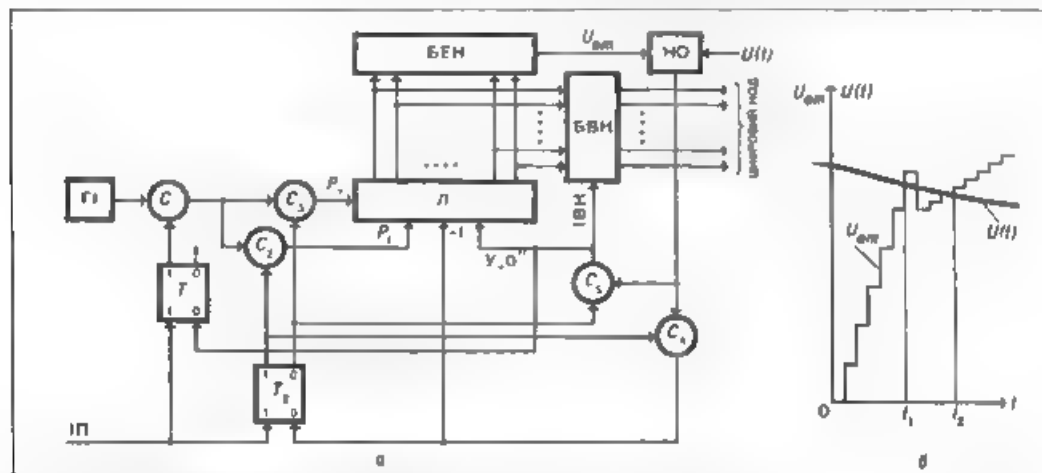
а реверсивний лічильник ЛР проходить затримку імпульсів I_1 , а коли вал обертається в протилежному напрямі, через вентиль V_0 по шині $a \rightarrow b$ (відлімання) проходить затримку імпульсів I_2 . Знімаються дані, внаслідок подання імпульсів обігування ІО у блок

видачі коду БВК. Описаний перетворювач працює без помилок, якщо швидкість обертання в обидві сторони однакова і правильно вибрано час зсуву і затримок між імпульсами. Щоб не було помилок, спричинених несталою швидкістю обертання, замість ліній затримок ЛЗ₁ і ЛЗ₂ можна застосувати записування на диску ще двох послідовностей імпульсів, зсулених на $\frac{1}{2} T$ відносно I_1 та I_2 . Недоліком усіх П. п. є нагромадження помилок, що виникають.

А. І. Кондаков.

величини. В часо-імпульсних, фазо-імпульсних і частотно-імпульсних АЦП, що є циклічними, знімання коду здійснюється після подання пускового імпульсу ПІ після закінчення циклу кодування, в слідуючих та нагромаджувальних — безпосередньо після подання імпульсу опитування ІО.

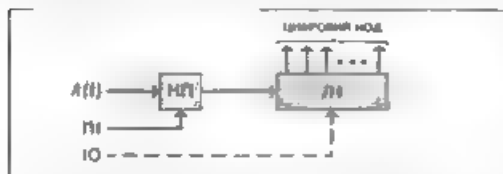
ПЕРЕТВОРЮВАЧ РОЗГОРТУВАЛЬНИЙ — аналого-цифровий перетворювач послідовної лічби, в якому в кожному циклі кодування здійснюється порівнювання зхідної аналогової величини з еталонною величиною, що



Перетворювач розгортувальний: а — блок-схема, б — діаграма роботи.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ПОСЛІДОВНОЇ ЛІЧБИ — аналого-цифровий перетворювач (АЦП), у якому перетворення аналогових величин на цифровий код ґрунтується на принципі послідовної лічби імпульсів, одиничних пристроїв або періодів коливання. Застосовується для кодування кутових величин, часових інтервалів, напруг, фазових зсувів і частоти. До П. п. п. відносять перетворювачі часо-імпульсні, перетворювачі фазо-імпульсні, перетворювачі частотно-імпульсні, перетворювачі слідуючі й перетворювачі нагромаджувальні. Для П. п. п. (мал.) харак-

acterизується за законом лінійної розгортки (див. *Перетворювач часо-імпульсний*) або за якимось ін. законом. Внаслідок цього еталонна величина, поступово наближаються до аналогової, в якийсь момент часу стає однаковою з нею, і це свідчить про закінчення циклу кодування. Розгортка може бути рівномірною або нерівномірною. В першому випадку еталонна величина являє собою лінійно-східчасту функцію з кроком схида, що дорівнює одному квантові. В другому випадку, щоб збільшити швидкість П. п., на початковому етапі крок змінювання розгортувальної величини може становити кілька квантів, а з наближенням до кодуваної величини — зменшуватися до одного кванта. На мал. зображено блок-схему П. п. такого типу (а) й діаграму його роботи (б). Кожен цикл однократного перетворення починається з пускового імпульсу (ПІ), який встановлює тригери T_1 і T_2 в стан «1». При цьому відкриваються вентилі C_1 і C_2 , через які імпульси з генератора імпульсів (ГІ) починають надходити на вхід i -го розряду P_i лічильника (Л). Блок еталонних напруг (БЕН), керований від Л, починає формувати східчасту ф-цію $U_{ет}$ з величиною схида, що дорівнює 2^i квантів. У момент часу t_1 , коли $U_{ет}$ досягає величини $U(t)$, спрацює нуль-орган (НО). Імпульс з його виходу проходить через відкритий вен-



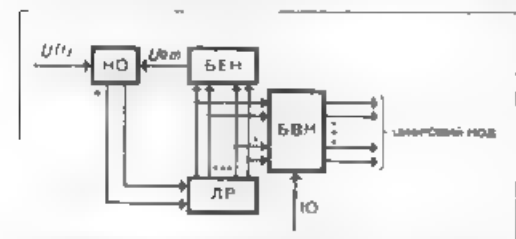
Блок-схема аналого-цифрового перетворювача послідовної лічби.

терним є наявність квантувального пристрою КП, що виробляє при кожній одиничній зміні аналогового сигналу $A(t)$ по одному імпульсу, і лічильника імпульсів ЛІ, в якому формується числовий еквівалент аналогової

тиль C_4 на нульовий вхід T_4 , встановлюючи його на «0». Цей самий імпульс віднімає одиницю від i -го розряду L , зменшуючи $U_{\text{ст}}$ на один (більший) ступінь. Перейшовши в стан «0», T_4 закриває C_4 й відкриває C_5 , перекриваючи доступ імпульсам з ГІ в i -й розряд і відкриваючи в перший розряд P_1 . БЕН з цього моменту формує східці $U_{\text{ст}}$ збільшуючи в один квант. У момент часу t_2 , коли $U_{\text{ст}}$ вже дорівнює $U(t)$, НО виробляє другий імпульс, який, пройшовши через відкритий вентиль C_6 , встановлює на «0» T_1 і L . З блоку видавання коду (БВК) виводять числовий еквівалент $U(t)$, а вентиль C_1 перекриває доступ імпульсам ГІ в L до початку наступного циклу.

А. І. Кондалев.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ СЛІДКУЮЧИЙ — аналого-цифровий перетворювач, який працює за принципом дискретного слідування за аналоговою величиною, що неперервно змінюється. За способом кодування П. с. належить до групи перетворювачів послідовної лічби, за способом знімання кодів — до групи перетворювачів з безпосереднім відліком. П. с. має коло зворотного зв'язку. Тому східкуюче зрівнювання аналогової величини $U(t)$ еталонною величиною $U_{\text{ст}}$ відбувається без нагромадження випадкових похибок. На мал. подано блок-схему П. с. для кодування електр. напруг. Вхідний аналоговий сигнал $U(t)$ і еталонна напруга $U_{\text{ст}}$ подаються на входи двоканального мультіоргану (НО) генераторного типу. НО може перебувати в одному з трьох станів залежно від знака різниці між порівнюваними напругами $U(t)$ і $U_{\text{ст}}$. При $U(t) > U_{\text{ст}}$ (до ϵ — поріг чутливості НО) НО генерує імпульси постійної частоти в каналі «+», які надходять на підсумовувальний вхід реверсивного лічильника (ЛР). При $U(t) < U_{\text{ст}}$ — генеруються такі ж самі імпульси в каналі «-», які надходять на віднімальний вхід ЛР. При $U(t) = U_{\text{ст}} \pm \epsilon$ генерація імпульсів припиняється. ЛР керує блоком еталонних напруг (БЕН), який вироб-



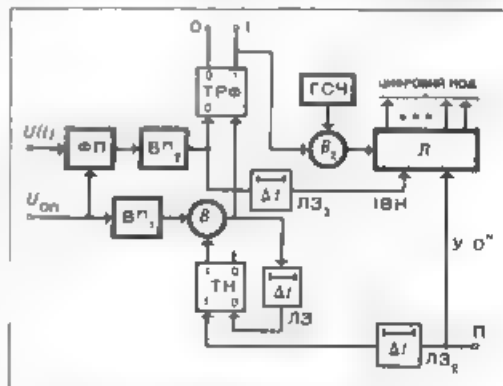
Блок-схема аналого-цифрового перетворювача слідуячого типу

ляє на своєму виході еталонну напругу $U_{\text{ст}}$, еквівалентну числовому кодові в ЛР. Доти, поки існує розузгодження між $U(t)$ і $U_{\text{ст}}$ НО генерує імпульси, які, надходячи в ЛР, змінюють у ньому код, наближуючи $U_{\text{ст}}$ до $U(t)$.

Коли настає рівність $U_{\text{ст}} = U(t)$, НО припиняє генерацію. При порушенні рівності на величину, яка перевищує ϵ , генерація відновлюється. Отже, відбувається неперервне дискретно-ступінчасте слідування за змінною $U(t)$. Якщо частоту імпульсів НО вибрано так, що при зміні $U(t)$ напруга $U_{\text{ст}}$ не відстає від неї, то код в ЛР завжди є дискретним еквівалентом $U(t)$. Зчитування коду може провадитися в будь-який момент часу подачею імпульсу опитування (ІО) у блок видавання коду (БВК).

А. І. Кондалев.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ФАЗО-ІМПУЛЬСНИЙ — аналого-цифровий перетворювач послідовної лічби, що ґрунтується на принципі попереднього перетворення аналогового сигналу на проміжний параметр — фазовий асуз, а фазового асузу — на числовий код. Основою П. ф.-і. є фазообертальний пристрій, що перетворює аналоговий сигнал на еквівалентний асуз фази. На мал. наведено блок-схему П. ф.-і. для кодування напруг. На фазообертальний пристрій ФП подається еталонна напруга синусоїдальної форми $U_{\text{оп}}$ і вхідний аналоговий сигнал $U(t)$. З виходу ФП анімається синусоїдальна напруга, асинхронна за фазою щодо $U_{\text{оп}}$ на кут, пропорційний величині $U(t)$. Фазовий асуз визначають визначниками переходу через нуль ВП₁ та ВП₂, що їх вхідні сигнали керують тригером розузгоджень фаз ТРФ. Цей тригер відкриває вентиль В, на час, пропорційний фазовому асузові, й лічильник Л фіксує число імпульсів від генератора стабільної частоти ГСЧ, еквівалентне аналоговій величині. Неправильній роботі П. ф.-і. внаслідок часового розузгодження між імпульсом пуску ІП та імпульсом з виходу визначника переходу ВП, запобігають тригер керування



Блок-схема фазо-імпульсного перетворювача

ТК і лінії затримки LZ_1 та LZ_2 . П. ф.-і. застосовують здебільшого для кодування кутових величин та електр. напруг. Розроблено високочутливі фазообертальні пристрої, які дають змогу будувати на їхній основі П. ф.-і. для кодування сигналів низького рів-

ня, що їх знімають з терморезисторів, термометрів опору й тензодатчиків, які широко застосовують у практиці.

А. І. Момбас.
ПЕРЕТВОРЮВАЧ ФУНКЦІОНАЛЬНИЙ — пристрій для утворення заданих функцій одного або кількох аргументів. За характером фіз. величин, що зображують аргументи й ф-цію, розрізняють П. ф. мех., гідравлічні, електронні, фотоелектронні тощо. За способом представлення величин П. ф. поділяють на цифрові й аналогові, за можливістю перестроювання з однієї ф-ції на іншу — на універсальні та спеціалізовані. Найпоширенішими є електронні П. ф. ф-цій одного аргументу, в яких як нелинійні елементи використовують діоди чи стабілітрони (див. Діод напівпровідниковий). Реалізовувані ф-ції адекватнішого відтворюють методом кусково-лінійної апроксимації

$$y = y_0 + ax + \sum_{i=1}^n b_i (x - x_i^0) \quad (1)$$

при цьому $b_i = 0$, якщо $x < x_i^0$. Перший доданок (1) утворюється за допомогою джерела напруги або струму, що пропорційні y_0 , другий — за допомогою подільника напруги або струму. Щоб реалізувати суму, використовують комбінацію діодних чи стабілітронних комірок. Два типи таких комірок наведено на мал. 1. Змінюючи знаки вхідної та змішувальної напруги й полярність змикання нелинійних елементів, можна одержувати кусково-лінійні складові реалізовуваної ф-ції, розміщені в будь-якому з чотирьох координатних квадрантів. Так, напр., для комірки (мал. 1, а), якщо $U^0 > 0$ й на вході дік напруга $+U_x$, матимемо:

$$I_y = \begin{cases} 0, & \text{якщо } U_x < -\frac{R_1}{R_2} U^0, \\ \frac{U_x}{R_1} + \frac{U^0}{R_2}, & \text{якщо } U_x > -\frac{R_1}{R_2} U^0 \end{cases} \quad (2)$$

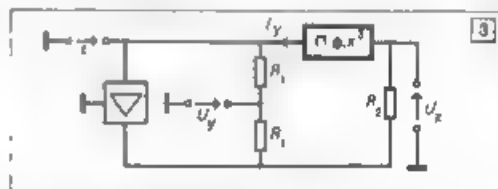
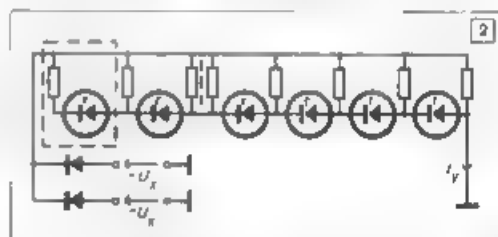
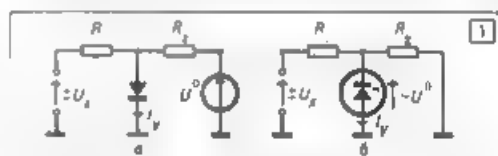
ф-ція, що П. ф. реалізує комірка, міститься в другому квадранті. Щоб одержати стандартний за рівнем і потужністю сигнал, на виході П. ф. адекватнішого ставлять підсилювач постійного струму. Схему П. ф. для парних ф-цій типу параболи, побудованого на діодно-резисторних елементах (мал. 1, б) показано на мал. 2. Діоди, вимкнені на вході, забезпечують парність реалізовуваної ф-ції. Включаючи П. ф. діодний у схему перетворювача лінійного оборотного, можна одержати П. ф. оборотний. На мал. 3 показано схему оборотного П. ф. для реалізації залежності $y = -x^2 = 0$. При подаванні вхідної напруги U_x для підсумовувальної точки підсилювача x правильним буде вираз $\alpha U_x^3 + U_y R^{-1} = 0$, звідки

$$U_y = -R \alpha U_x^3 \quad (3)$$

Коли як вхідний сигнал використати напругу U_y , то

$$U_x = -\sqrt[3]{\frac{U_y}{\alpha R}} \quad (4)$$

У відомих електровакуумних П. ф. теж застосовують кілька способів реалізації функціональних залежностей. Один з них передбачає використання непрозорого шаблона (за виглядом ф-ції), що його накладають на екран електровакуумної трубки. На-



1. Типи діодних комірок.
2. Схема функціонального перетворювача для парних функцій типу параболи.
3. Схема оборотного функціонального перетворювача.

пругу горизонтальної розгортки встановлюють так, щоб вона була пропорційною аргументові ф-ції. Напруга вертикальної розгортки формується спец. фотоелектронною слідуючою системою так, щоб світлова пляма залишалася на межі шаблона. Ця напруга є пропорційною висоті шаблона і, отже, зображує реалізовувану ф-цію. За другого способу використовують непрозору маску в прорізом за формою реалізовуваної ф-ції. Напруга горизонтальної розгортки пропорційна аргументові ф-ції. На вертикальній відхиляючій пластині подають пилоподібну напругу. Часові затримки імпульсу фотоелектронної системи щодо моменту початку розгортки буде пропорційною ординаті реалізовуваної ф-ції. Вихідний сигнал можна одержати в цифровій чи аналоговій формі, відповідно перетворюючи часовий інтервал на цифровий код або напругу. Реалізація ф-цій кількох незалежних змінних за допомогою П. ф. пов'язана зі значними труднощами. Найпоши-

ренішими є П. ф. двох змінних. В електронно-променевих П. ф. двох змінних використовують напівпрозорі фотодіоди, оптична щільність яких відповідає ординатам реалізовуваної ф-ції. Напроти горизонтальної та вертикальної розгортки аспановують пропорційним аргументам ф-ції. Вихідним сигналом П. ф. є напруга підсилювача фотоелектронної системи.

Помилки більшості П. ф. — у межах від десятих часток до одиниць процентів. Підвищення точності П. ф., збільшення густоти перебудовування, автоматизація введення і виведення інформації здійснюється за допомогою цифрових П. ф. Включенням елементів цифрових перетворювачів у схеми діючих П. ф. можна перетворити ці схеми на цифрові керування П. ф. Інші типи цифрових П. ф. ґрунтуються на використанні запам'ятовувальних пристроїв для зберігання опорних ординат ф-ції та інтерполяційних пристроїв для обчислювання значень ф-ції в інтервалах між опорними ординатами. П. ф. широко застосовують у схемах аналогових обчислювальних машин, гібридних обчислювальних машин, у системах автоматичного керування й регулювання, в пристроях попередньої обробки інформації тощо.

Лит. Кобринський Н. Е. Математические машины непрерывного действия. М., 1954 (бібліогр. с. 444—447); Смолов В. В. Дискретные функциональные преобразования. М., 1957 (бібліогр. с. 133—134); Гинзбург С. А. Математические непрерывная логика и изображения функций. М., 1958 (бібліогр. с. 132—134); Корн Г., Корн Т. Электронные аналоговые и аналого-цифровые машины. М., 1967 (бібліогр. ч. 1, с. 452—454).

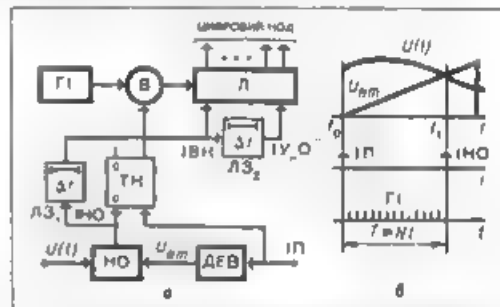
В. В. Васильев

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ЦИКЛІЧНИЙ — аналого-цифровий перетворювач з вираженням вочатком та закінченням однократного перетворення. У П. ц. кожний цикл перетворення однократного перетворення починається з того самого вихідного стану його елементів. Циклічними є всі типи аналого-цифрових перетворювачів, що входять до груп перетворювачів з безпосереднім відліком та перетворювачів з порівняльним кодуванням, а також більшість перетворювачів послідовної лічби, крім перетворювачів напромаждувальних і перетворювачів слідкуючих. А. І. Кондаков.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ЧАСО-ІМПУЛЬСНИЙ — аналого-цифровий перетворювач послідовної лічби, що в ньому як проміжну величину перетворення використовують часовий інтервал. Розрізняють П. ч.-і. розгортувального та інтегровального типу. Розгортувальні П. ч.-і. (мал. 1, а) мають джерело еталонної величини (ДЕВ), яка змінюється за лінійним або лінійно-східчастим законом $U_{\text{ет}}$, чл.-орган (НО), генератор імпульсів стабільної частоти (ГІ), керування вентилем (В) і лічильник імпульсів (Л). На початку кожного циклу однократного перетворення пусковим імпульсом (ІП) запускається ДЕВ і відкривається В. Імпульси з ГІ починають надходити в Л. Еталонна величина $U_{\text{ет}}$ (мал. 1, б), рівномірно зростаючи, в якийсь

момент часу t , дорівнює $U(t)$. У цей момент спрацьовує НО й своїм імпульсом (ІНО) закриває В. Зафіксований у Л код N є дискретним еквівалентом інтервалу часу T , протягом якого в лічильник надходили імпульси з частотою $f = \frac{1}{T}$ (T — період проходження

імпульсів ГІ), а, отже, й еквівалентом вхідної аналогової величини $U(t)$, яка в момент, коли вона дорівнює еталонній величині $U_{\text{ет}}$, є пропорційною інтервалу часу T .

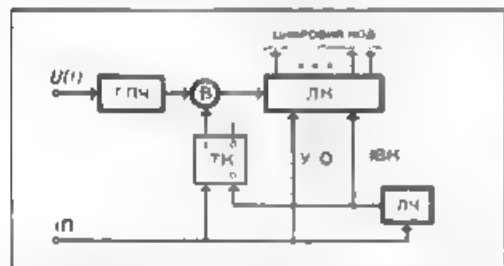


Часо-імпульсний розгортувальний аналого-цифровий перетворювач. а — блок-схема, б — часова діаграма роботи

В інтегровальних П. ч.-і. (див. Перетворювач інтегровального типу) вхідну аналогову величину підминають на певний час до інтегровального елемента, що виробляє на своєму виході прямокутний імпульс, пропорційний за тривалістю інтегралові вхідного аналогового сигналу за час інтегрування. Своєю переднім фронтом цей імпульс відкриває вентиль, через який у лічильник надходять імпульси від генератора стабільної частоти. Заднім фронтом прямокутного імпульса вентиль закривається. Т. ч., у лічильнику в кожному циклі кодування фіксується код, що являє собою часовий еквівалент тривалості прямокутного імпульса, а, отже, й усередненого значення за час інтегрування вхідного аналогового сигналу. А. І. Кондаков.

ПЕРЕТВОРЮВАЧ ЧАСТОТНО-ІМПУЛЬСНИЙ — аналого-цифровий перетворювач послідовної лічби, в основу якого покладено принцип попереднього перетворення аналогового сигналу на частотний сигнал і частотно-код на числовий код. Осв. елементом П. ч.-і. є проміжний перетворювач аналогової величини на пропорційну їй частоту електр. або мех. коливань. На мал. наведено блок-схему П. ч.-і. для кодування електр. напруг. Вхідний аналоговий сигнал $U(t)$ підключено до генератора пропорційної частоти ГПЧ, що генерує коливання з частотою, пропорційною величині аналогового сигналу. Пусковим імпульсом ІП в кожному циклі однократного перетворення вводяться в дію керування ТК і лічильник часу ЛЧР. ТК відкриває вентиль В, й імпульси з ГПЧ надходять у лічильник коду ЛК протягом неамітного інтервалу часу інтегрування T_i , відлі-

чуваного ЛЧ. Після закінчення цього інтервалу тригер ТК закриває шланг В. Зафіксований у ЛК код є числовим еквівалентом середнього значення величини $U(t)$ за час T_1 . П. ч.-і. належить до групи перетворювачів інтервального типу, він не реагує на короточасні перешкоди, тривалість яких істотно менша за T_1 , а це є важливою позитивною якістю П. ч.-і. Проте, як і всі перетворювачі послідовної лічби, П. ч.-і. відзначаються порівняно невисокою швидкодією. А. І. Мисіца



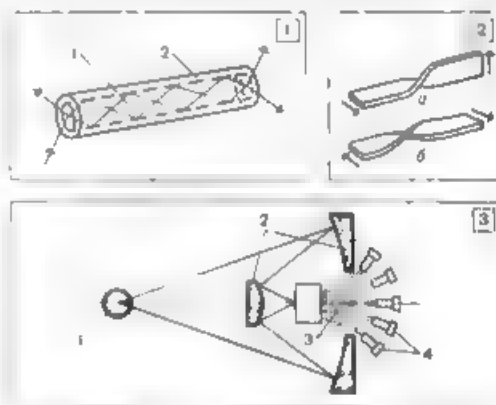
Блок-схема частотно-імпульсного перетворювача

ПЕРЕТВОРЮВАЧІ ВОЛОКОННИ — оптичні пристрої, які складаються з системи тонких скляних волокон і служать для перетворення форми кадра, збільшення освітленості, зміни розмірів зображення і його орієнтації та для розв'язання інших задач.

Кожне волокно (мал. 1) складається з циліндричної скляної сердечки (1) малого діаметра (здебільшого від 1 мкм до десятків часток міліметра), оточеного оболонкою (2) зі скла з меншим показником заломлення. Тому промінь, потрапивши на одні з торців волокон і зазнавши численних повних внутрішніх відбиттів на межі поділу сердечки — оболонки, вийде на другому торці, передавши відповідну інформацію про яскравість елемента поверхні, що дотикається вхідного торця волокна.

Перетворювачі форми кадра та поворотники зображення здебільшого формуються з волокон, діаметр яких сталий по всій довжині. В перетворювачах форми кадра вхідні торці спикаються так, щоб їхній переріз мав форму первинного зображення (напр., правильного круга, який відповідає дисковій планеті), а перехід вихідних торців утворював іншу фігуру (напр., смужку, розміри якої відповідають вхідній цілісній спектральному приладу). Це дає змогу максимально використувати світловий потік, а отже, й значно підвищувати роздільну здатність оптичної системи. Поворотники зображення повертають зображення на будь-який кут, не змінюючи ні форми, ні розміри первинного зображення (мал. 2). Перетворювачами розмірів кадра без зміни його форми є фокуси. Вони складаються з конічних волокон, товсті в тонкі торці яких укладено так само в певному порядку, як і в більшості інших перетворювачів. Збільшення або зменшення зображення залежить від співвід-

ношення діаметрів вхідного та вихідного торців окремого волокна і його довжини. Фокус може виконувати роль конічного концентратора світлової енергії, який підвищує освітленість у ділянці меншого торця і збільшує відношення сигнал/завада, що має велике значення для систем, які працюють в інфрачервоній ділянці спектра. Фокуси застосовують в електроніці. Тут їхня роль найчастіше зводиться до встановлення найефективнішого оптичного зв'язку різних за розміра-



1. Окреме волокно: 1 — сердечка, 2 — оболонка.
2. Поворотники зображення: а — на 90°, б — на 180°.
3. Схема волоконного дисектора зображення: 1 — джерело світла, 2 — оптика та угнуте дзеркало, 3 — елементи волоконного джгуту, 4 — приймачі зображення.

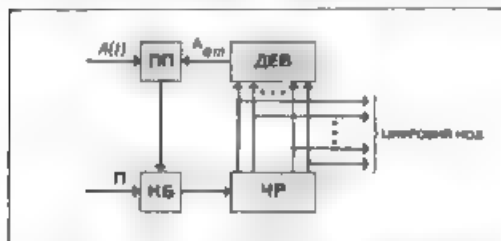
ми активної поверхні джерела і приймача випромінювання, для збільшення кількості каналів оптичного зв'язку або розв'язування оберненої задачі.

До П. ч. належать і коректори дисторсії та вирівнювачі поля зображення, які перетворюють неплоске зображення на плоске, підвищуючи тим самим роздільну здатність лінзових оптичних систем. У деяких скануючих, фотометричних та спектрофотометричних пристроях застосовуються волоконні дисектори зображення для перерозподілу світла в зображенні джерела з метою передавання його на кілька приймачів випромінювання. Фокусування променів на вхідному торці П. ч. здійснює двокомпонентна задбана система (мал. 3). Його вихідний торець поділено на кілька джгутів, кожний з яких посилає частину світлового потоку на окремий приймач. Така система дає змогу реєструвати часові зміни світіння рухомого об'єкта.

Розробляти оптичні обчислювальні машини зі значно більшою, ніж в існуючих ЕОМ, швидкістю передавання сигналів між окремими елементами та вузлами можна лише застосовуючи П. ч.

Літ.: Лисица М. П., Бережневский Л. И., Вахлах М. Я. Волоконная оптика. К., 1968 (бібліогр. с. 270-276); Свеченков С. В. Элементы оптоэлектроники. М., 1971 (бібліогр. с. 257-266); Капаня В. С. Волоконная оптика. Пер. с явл. М., 1969 (бібліогр. с. 451-461). М. П. Лисица.

ПЕРЕТВОРЮВАЧІ ДВОХ І БІЛЬШЕ ЗМІНИХ — див. *Перетворювач функціональний*. **ПЕРЕТВОРЮВАЧІЗ ПОРОЗРЯДНИМ КОДУВАННЯМ** — аналого-цифрові перетворювачі, оснований на використанні принципу потактного порівнювання вхідної аналогової величини з формованою в процесі кодування еталонною величиною, при якому в кожному такті відпрацьовується по одному розряду коду. П. з п. к. застосовують переважно для перетворювання напруг. Для них є характерною наявність джерела еталонних



Блок-схема аналого-цифрового перетворювача з порозрядним кодуванням.

величин (ДЕВ), порівнювального пристрою (ПП), числового регістра (ЧР) та керуючого блоку (КБ) (див. мал.). Є три основні різновиди цих перетворювачів, що різняться наборами еталонних джерел, порівнювальних пристроїв та керуванням: у першому використовуються один *нуль-орган* (НО) і набір зважених еталонів за числом розрядів у коді; у 2-му різновиді (з порівнюванням і відніманням) — набір зважених еталонів за числом розрядів і стільки ж віднімальних підсилювачів; у 3-му різновиді (з подвоюванням різниці) — одне джерело *еталонної напруги*, набір віднімальних підсилювачів за числом розрядів і стільки ж підсилювачів (подвоювачів різниці числового сигналу). Напр., в одному з П. з п. к. 1-го різновиду для кодування електр. напруг $U(t)$ осн. вузлами є: нуль-орган, який порівнює напругу $U(t)$ з еталонною напругою $U_{ет}$; блок еталонних напруг (БЕН), що виробляє $U_{ет}$, еквівалентну кодові в блоці регістра числа (БРЧ); блок керування перетворюванням (БКП) і генератор тактичних імпульсів (ГІ). Кожен цикл одноканального перетворення в П. з п. к. починається з пускового імпульсу (ІП). БКП потактно виробляє $U_{ет}$, порівнює U з $U(t)$ й формує в БРЧ, залежно від результатів порівнювання, числовий код. Число тактів дорівнює числу розрядів коду. Якщо кодування в перетворювачі здійснюється двійковим числовим кодом, у 1-му такті в старшій за номером n -й розряд БРЧ записується «1».

В БЕН формується $U_{ет} = \frac{1}{2} \alpha_n 2^n \Delta U$, де α_n — двійкова цифра («0» чи «1») n -го розряду коду; ΔU — еталонна напруга, еквівалентна одиниці молодшого розряду. При $U > U_{ет1}$ в n -му розряді залишається «1», тобто $\alpha_n = 1$;

при $U(t) < U_{ет1}$ — одиниця стирається й натомість записується «0», тобто $\alpha_n = 0$. В 2-му такті записується «1» в наступний $(n-1)$ -й розряд. У БЕН формується $U_{ет2} =$

$$\frac{1}{2} (\alpha_n 2^n + \alpha_{n-1} 2^{n-1}) \Delta U. \text{ Якщо } U(t) >$$

$U_{ет2}$, то $\alpha_{n-1} = 1$, якщо $U(t) < U_{ет2}$, то $\alpha_{n-1} = 0$ і т. д. В останньому n -му такті

$$U(t) \text{ порівнюється з } U_{етn} = \frac{1}{2} (\alpha_n 2^n +$$

$$+ \alpha_{n-1} 2^{n-1} + \dots + \alpha_1 2) \Delta U \text{ й одержується остаточне значення числового коду } N = \alpha_n 2^{n-1} + \alpha_{n-1} 2^{n-2} + \dots + \alpha_1 2^0.$$

А. І. Кондаков.

ПЕРЕТВОРЮВАЧІ КОД-АНАЛОГ — те саме, що й *цифро-аналогові перетворювачі*.

ПЕРЕТВОРЮВАЧІ ФОРМИ ІНФОРМАЦІЇ — спеціалізовані пристрої для зв'язу та обміну інформацією між об'єктами з різною формою подання величин. Крім осн. операцій, аналого-цифрового й цифро-аналогового перетворення, П. ф. і. виконують і деякі операції з первинної обробки перетворених величин: масштабування, згладжування, запамятовування, апроксимацію, стискання й ін. та засилюють операції щодо джерел і приймачів інформації. Такими чиним, П. ф. і. є системними пристроями, конкретний склад операцій, які вони виконують, визначається інформаційними властивостями автомат. систем. П. ф. і. входять до таких систем: керування виробничими процесами, керування рухливими об'єктами, автоматизації складних експериментів, до інформаційно-вимірних систем для централізованого збирання, реєстрації й контролю інформації та до аналого-цифрових моделюючих систем. Деякі з перелічених систем мають завжди працювати в реальному масштабі часу, інші, залежно від характеру розв'язуваних задач, — або в реальному, або в трансформованому. П. ф. і. мають забезпечувати можливість здійснення зазначених режимів.

Системи керування характеризуються великою різноманітністю властивостей і параметрів. Це спричинило потребу шивчати кожну систему окремо, щоб визначати й конкретні, й заг. властивості, якими зумовлюються тех. метролог. та експлуатаційні вимоги до П. ф. і. Осн. різниці між П. ф. і. для систем керування технолог. процесами й П. ф. і. для дослідних систем полягає в тому, що перші є складовою частиною керуючих машин, а другі — будують як самостійні пристрої, орієнтовані на універсальні ЕЦОМ. Показовими є й велика широчина і різноманітність тех. і метролог. параметрів, що їх повинні мати П. ф. і. для наук. дослідів, а головне — їх треба конструювати з певним запасом різних властивостей, які забезпечують їм можливість ефективно виконувати свої функції в умовах вимог, які змінюються від експерименту до експерименту, від задачі до задачі. Ці основні

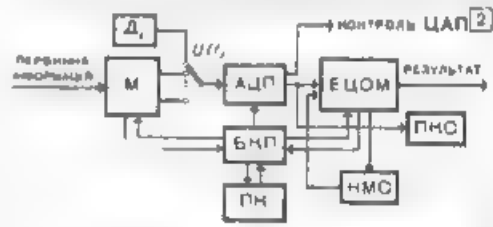
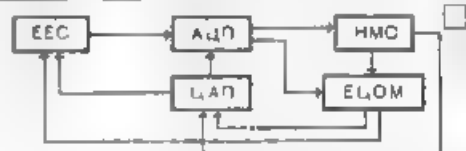
передумови слід брати до уваги при розробленні дослідженнях П. ф. і. До осн. параметрів П. ф. і. належать фіз. природа сигналів на вході аналого-цифрових перетворювачів (АЦП) і на виході цифро-аналогових перетворювачів (ЦАП); кількість входних і вихідних каналів; допустимі рівні й діапазон змінювання аналогових сигналів на вході й виході; допустима частота (швидкість) змінювання аналогових сигналів на вході; система числення і розрядність кодів на вході й виході; похибка перетворення; швидкість перетворення; надійність (вірогідність) результатів перетворення; вхідний опір АЦП і вихідний опір ЦАП, типи обчисл. машин і зовн. пристроїв, на сполучення з якими розраховано П. ф. і.; логічні й керуючі операції, які вони виконують у системі; фіз. компоненти, на яких реалізуються лінійно-логічні й функціональні вузли П. ф. і.; вимоги до експлуатаційних умов; джерела живлення і вартість.

У 2-й половині 60-х рр. 20 ст. створено кілька зразків П. ф. і. різного призначення. До найкращих відносять розробок належать сім'ї пристроїв для контролю й реєстрування технолог. параметрів типу МАРС-100, МАРС-200, МАРС-300 й ЕЛРУ-1, ЕЛРУ-2. Всі ці пристрої працюють у режимі об'єктного контролю осн. параметрів регульованого процесу. За допомогою АЦП значення вимірюваних величин і контрольованих параметрів перетворюються на числову форму. Фактичні значення контрольованих параметрів порівнюються з заданими установками. В разі відхилення їх на величину, що перевищує допустиме значення, включаються регулюючі блоки, приводяться в дію сигналізації й проводиться реєстрація параметрів, що відхилилися. Пізніше було розроблено кілька ін. пристроїв для автомат. реєстрації, сигналізації та регулювання параметрів різних технолог. процесів, найбільш універсальними з яких є МАРС-УБ, ЕЛРУ-2М, ЕЛРУ-3, «Зеніт-2», «Зеніт-3», МПП-1, ІВ-500 та ін. П. ф. і. входять до складу пристроїв усіх видів, керуючих машин. Машина «Дніпр-1» має аналоговий перетворювач часо-імпульсний з комутатором входних каналів. У машині «Дніпр-2» можливість перетворювачів істотно розширено. В керуючій машині «ВНИИЭМ-1» є багатоканальний універсальний пристрій перетворення аналогових сигналів на цифрові й цифрових — на аналогові. Керуюча машина «УМ-1-НХ» має 8-канальний АЦП напруги в двійковий код. Для з'єднання аналогових і цифрових машин в аналого-цифрову моделюючу систему було створено й випускається серійно універсальний перетворювач «УП-1», який складається з 8-канальних АЦП і ЦАП 3 в.-д. метою розроблено кілька системних П. ф. і.

Комплексний перетворювач для кодування й реєстрування біоелектр. імпульсів (мал. 1) складається з АЦП, ЦАП і накопичувача інформації на магнітній стрічці НМС. Числові коди реєструються в НМС або вводяться в ЕЦОМ

для обробки. ЦАП у ході експерименту здійснює зворотне перетворення числових кодів на аналогові сигнали. Система допускає обробку інформації в реальному масштабі часу з автомат. керуванням ходом експерименту за допомогою обчисл. машини. Кодування здійснюється з частотою 25 мГц. Похибка АЦП 2%, ЦАП-10%.

Швидкодійний АЦП «Блок» (мал. 2) призначено для кодування електр. сигналів частотою до 10 мГц, що їх знімають з вимірювальних магнітофонів (М) та ін. даччиків

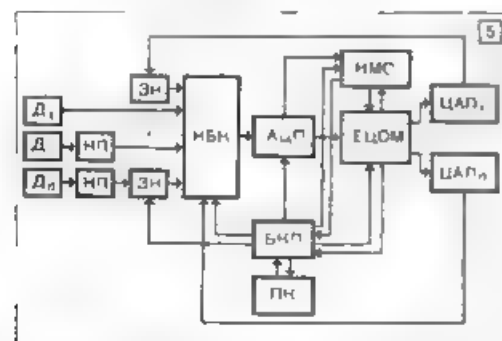
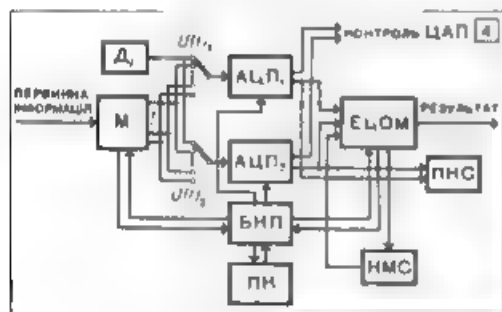
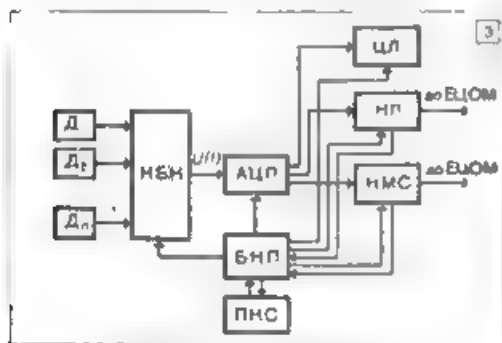


1. Блок-схема комплексного перетворювача для кодування та реєстрації біоелектричних імпульсів
2. Швидкодійний аналого-цифровий перетворювач «Блок»

(Д). Коди вводяться в ЕЦОМ або реєструються на НМС, перфокартах і перфострічках (НКС). Перетворювач автоматично маркує стрічку вимірювального магнітофона й здійснює введення з неї інформації масивами в ЕЦОМ чи в НМС. Наявність власнокеруючих ф-цій АЦП щодо джерел інформації та ЕЦОМ дає змогу вести обробку інформації в реальному й змінному масштабі часу. З пульсу керування й сигналізації (ПК) задають режими й здійснюють контроль роботи АЦП. Перетворювач має найбільшу швидкодій порівняно з усіма ін. видами перетворювачів. Він може працювати на частотах видавання кодів від сотих частот мГц до сотень мГц. Точність перетворення, враховуючи динамічну похибку, — 0,4%. Його можна стикувати з вітчизн. ЕЦОМ різних типів. Використовують його для розв'язування дослідних задач в електроакустиці, механіці, геофізиці та ін. галузях науки.

Багатоканальний АЦП для наукових цілей (мал. 3) є системним вимірювально-кодуємим пристроєм великої точності. Призначений для роботи в умовах, коли не можна безпосередньо вводити інформацію в ЕЦОМ, а записування її має здійснюватися на носії універсальних ЕЦОМ. Похибка перетворення — 0,1%, каналів — 8. Може працювати одночасно з двома 80-

кодонними картковими перфаторами (КП) або з нагромаджувачем на магнітній стрічці типу НМС-1, провадячи записування числової інформації за системою, прийнятою в ЕЦОМ. Роботу передбачено в трьох режимах: програмного керування (спільно з ЕЦОМ), автономному (спільно з нагромаджувачем) і в режимі цифрового вимірювального пристрою з фіксацією результатів на цифрових лампах ЦЛ. Перетворювач з'єднується з давачами D_1 багатьох типів, використовуваними в різних галузях науки й техніки.



3. Блок-схема багатовимірного аналого-цифрового перетворювача для наукових цілей

4. Блок-схема аналого-цифрового перетворювача для одночасного кодування двох швидкозмінливих аналогових величин

5. Блок-схема комплексного перетворювача для біомедицинської інформаційної системи

АЦП для одночасного кодування двох швидкозмінливих аналогових величин (мал. 4). В ряді випадків, коли проводять складні експерименти, потрібно проводити водночас вимірювання кількох величин. Цей перетворювач дає змогу одночасно кодувати і вводити в ЕЦОМ або НМС, на перфострічки й перфокарті ПКС дві неперервні величини. Якщо немає потреби одночасно кодувати дві величини, то використовують будь-який з двох каналів. За можливою швидкістю, точністю перетворення й принципами з'єднання з ЕЦОМ цей АЦП ідентичний перетворювачеві «Блок».

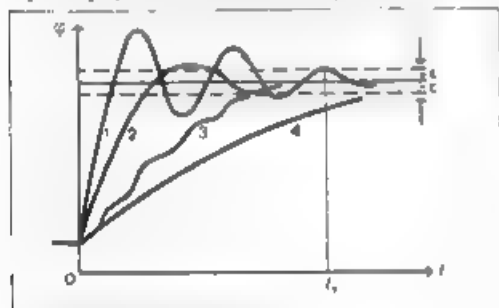
Комплексний перетворювач форм інформації (мал. 5). Обробляється ЕЦОМ інформацію, одержувану від різних давачів і наук. приладів, особливо в реальному масштабі часу при проведенні складних експериментів на живих об'єктах, не можна без швидкодіючих П. ф. і. В одному експерименті можна використати десятки й сотні давачів і приладів, які потрібно опитувати в різних послідовностях, залежно від умов проведення експерименту. Перелічені вище задоволення комплексний П. ф. і. В ньому застосовано нормування вхідних сигналів до амплітуди за допомогою нормувальних підсилювачів (НП). 6 кола для відбирання й запам'ятовування аналогових сигналів — запам'ятовувальні комірки (ЗК), щоб виключити динамічні похибки й одержувати числові відліки для кількох давачів одночасно. За допомогою блоку керування перетворювач БКП здійснює автомат. вибирання й задавання часу опитування потрібних груп давачів. Найбільше число давачів у групі — 64. Комутацію каналів здійснює комутатор (КБК). П. ф. і. може працювати разом з ЕЦОМ і з різними нагромаджувачами інформації (НМС, ПКС). До комплексу входять ще 8 ЦАП, і це дає змогу автоматично керувати експериментом у реальному масштабі часу. 6 й пристрій для контролю та перевірки працездатності елементів і вузлів П. ф. і. і пульт керування та сигналізації (ПК). Діапазон вхідних сигналів — $0 \div 10 \pm 100$ мВ; частотний спектр сигналів — $0 \div 100$ мГц, $0 \div 500$ мГц і $0 \div 2000$ мГц, шкала вхідних сигналів після нормування — $0 \div 5$ в і $\pm 2,5$ в; число вірогідних димкових розрядів у коді — 10. Для обробки інформації під час складних досліджень створено агрегативний комплекс перетворювачів інформації АКПІК-1, що являє собою ряд кодуєчих і декодуєчих перетворювачів з програмним пристроєм, пристроєм первинної обробки й зв'язку з джерелами інформації та засобами обчислень і керування. Кожен пристрій можна використовувати і самостійно й у поєднанні з ін. пристроями.

Ось завданнями у галузі теор. і прикладних робіт є досліджувати оптим. алгоритми й структури системних П. ф. і. та розробляти нові фіз. компоненти для реалізації їх.

Лит.: Гитис Э. Н. Преобразователи информации для электронных цифровых вычислительных устройств. М. 1981 (обл.орг. с 366—373). Дроздов Е. А., Пятибратов А. П. Автоматич.

сков преобразование и кодирование информации. М. 1984 [библиогр. с. 539-541]. Кондалев А. И. Преобразователи формы информации. К., 1985 [библиогр. с. 174-175]. Полуприкладные кодировщики и декодирующие преобразователи напряжения Л., 1987 [библиогр. с. 308-310].

ПЕРЕХІДНИЙ ПРОЦЕС процес зміни в часі координат динамічної системи, який виникає при переході з одного усталеного режиму роботи на інший. В динамічній системі П. п. виникає під впливом збурювальних дієнь, які змінюють її стан, структуру або параметри, та внаслідок ненульових почат-



Види перехідних процесів.

кових умов. Широко застосовують експериментальне й аналітичне визначення та побудову П. п. для найнесприятливіших умов роботи динамічної системи при зовнішніх збурювальних типу *дельта-функції*, *східчастих* та *синусоїдальних* дієньх і т. д.

У лінійних неперервних динамічних системах прийнято розглядати П. п. спричинений одиничним східчастим збуренням. Усталеного значення досягають за нескінченно великий час. Якщо обмежити точність досягнення усталеного значення якоюсь величиною ϵ , то тривалість П. п. t_{ϵ} буде скінченною величиною (мал.). При цьому тривалість П. п. в системі характеризує її швидкодію (див. *Швидкодія в системах автоматичного керування*), а його характер визначає якість системи. Оскільки характер зміни в часі координат системи залежить у заг. випадку від початкового стану системи, її властивостей, входу та інтенсивності діючих збурень і т. д., в ряді випадків структуру і параметри динамічної системи можна вибрати так, що П. п. зниклий діями певних збурень, матиме мінімальну тривалість або його не буде взагалі (див. *Автономність, інваріантність систем автоматичного керування*). Залежно від характеру розрізняють П. п. (див. мал.) коливальні (1), слабоколивальні (2) та неколивальні (4). Крім того, розрізняють ще й монотонні коливальні (3) та немонотонні коливальні (4) П. п.

У лінійних імпульсних системах керування при відповідному виборі параметрів система П. п. може здійснюватися за скінченне число періодів регулювання — тривалість П. п. скінченна.

Б. Ю. Масдровський-Солов.

ПЕРИФЕРІЙНЕ ОБЛАДНАННЯ — обладнання, за допомогою якого здійснюється введення, введення й зберігання інформації для центрального процесора, з яким воно зв'язане функціонально відповідно до структури обчислювальної машини або системи. Див. також *Зовнішні пристрої, Пристрої введення та виведення інформації ЦОМ*.

ПЕРІОД ЗАВЯНОСТІ в системах масового обслуговування — проміжок часу від моменту переходу обслуговуючого механізму з вільного стану в зайнятий до першого наступного за цим моментом переходу у вільний стан. П. з. — випадкова величина. П. з. — важливий показник роботи обслуговуючого механізму. За ним можна робити висновки про тривалість безперервної роботи, на яку має бути розраховано прилад. П. з. характеризується ймовірнісним розподілом або моментом цього розподілу.

Для однопілинної системи обслуговування з пуассонівським входним потоком параметра λ (див. *Пуассона потік*) та довільним розподілом $G(x)$ часу обслуговування при $\lambda\mu < 1$ перетворення Лапласа — Стільтеса $\Gamma(s) =$

$$= \int_0^{\infty} e^{-st} dG(t) \text{ розподілу } G(t) \text{ П. з. має вигляд}$$

$$\Gamma(s) = \frac{1 - \mu(s + \lambda) + \sqrt{[1 - \mu(s + \lambda)]^2 - 4\lambda\mu}}{2\lambda\mu},$$

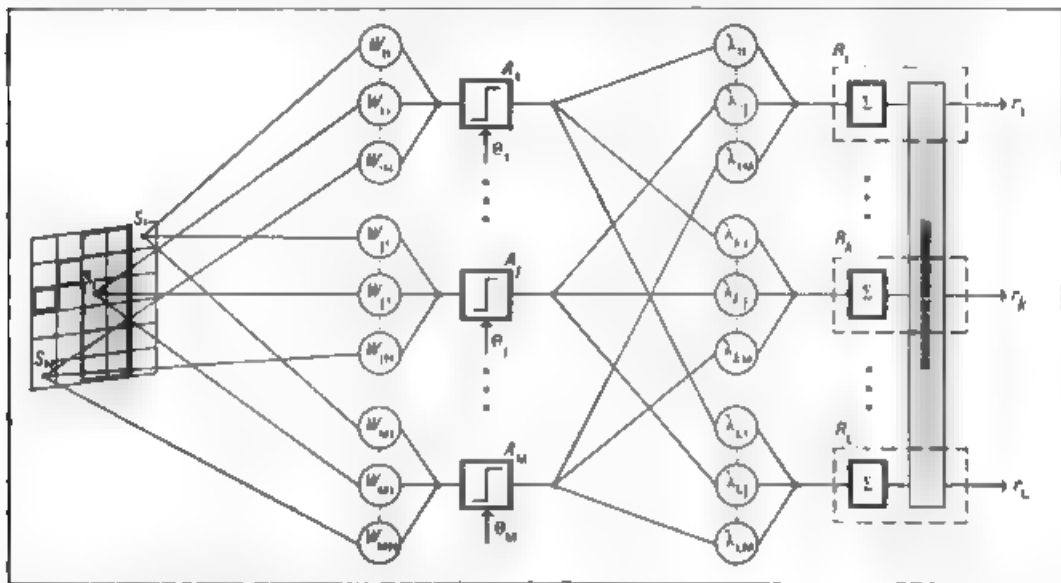
де при дійсних s треба брати знак «—».

ПЕРСЕТРОН (від англ. to perscort — сприяти) — навчання розпізнавальна система, яка реалізує коректуване лінійне правило *вирівнювання* в просторі фіксованих випадково вибраних ознак входних сигналів. Звичайно ознаки є лінійними пороговими функціями від входних сигналів. Навчання П. полягає в послідовній корекції положення роздільної гіперплощини за поточними результатами розпізнавання входних сигналів; методи корекції за своєю ідеєю близькі до градієнтних методів оптимізації й звичайно зводяться до зміни положення роздільної гіперплощини за кожної помилки розпізнавання таким чином, щоб нормаль до цієї площини зміщувався у напрямі помилково розпізнаного вектора ознак.

П. запропонував у 1957 амер. учений Ф. Розенблат як найпростішу модель мозку. Здебільшого розглядають П., які розпізнають оптичні зображення. В найпростішому випадку схеми таких П. подібно зображеній на мал. Зображення, що його розпізнає П., проєктують на *сітківку* з світлочутливих елементів (*S-елементів*). Їхні входні сигнали s_i відповідають зачорненості окремих ділянок зображення. Виходи *S-елементів* зв'язують із входами t_i асоціативних елементів (*A-елементів*). Кожний зв'язок $S_i - A_j$ характеризується певним числом (вагою зв'язку)

w_{ji} , на яке множать передаваний сигнал x_j . Асоціативні A -елементи являють собою багатовходові порогові елементи. Вихідний сигнал a_j такого елемента набуває одного з двох можливих значень (напр., «1» або «0») залежно від того, перебільшує чи ні алгебраїчну суму його вхідних сигналів заданий поріг θ_j : $a_j = 1$, якщо $\sum w_{ji} x_j > \theta_j$; $a_j = 0$ у протилежному разі. Структуру зв'язків A -елементів з сітковою вибирають випадково відповідно до заданого розподілу ймовірностей. Вихід-

рення П. (в найпростішому випадку, якщо зображення класу k помилково віднесено до класу i , то вага λ_{ki} замінюється на $\lambda_{ki} + a_j$, а вага λ_{kj} на $\lambda_{kj} - a_j$). В режимі самонавчання зазначення класу надходить з виходу самого П. і змінювання ваг проводиться безперервно. Доведено теорему про збіжність певних алгоритмів навчання П. за деяких обчислювальних умов. Збіжність означає, що навчання вимагатиме скінченного числа корекцій ваг. Умови, за яких ці теореми



Структурна схема тришарового персептрона.

ні сигнали A -елементів також помножують на деякі ваги λ_{ki} і подають на входи вирішувальних елементів (R -елементів). Їхні вихідні сигнали r_k формують мод рішення П. Здебільшого кожному з класів зображень (образів), що їх має розрізняти П., ставлять у відповідність один з вирішувальних елементів R_k і для будь-якого розпізнаваного зображення відміняють від нуля в вихід лише одного R -елемента, напр. того, для якого алгебраїчна сума вхідних сигналів є максимальною. Алгоритм розпізнавання, реалізовуваний цим П., здійснює лінійний поділ класів (образів) у просторі вихідних сигналів A -елементів, що виступають як деякі ознаки вхідних зображень. Навчання такого найпростішого П. (наз. тришаровим, або $S-A-R$ П.) полягає в змінюванні за певними правилами значень ваг зв'язків λ_{ki} між A - і R -елементами. Розрізняють режим навчання й режим самонавчання П. При навчанні клас розпізнаваного зображення зазначається зовні, напр. людиною — «читателем». Найчастіше трапляється т. з. навчання з корекцією помилок, під час якого змінювання ваг проводиться лише в разі помилкового

справдження, рівносильної ямності лінійної роздільності класів зображень у просторі вихідних сигналів A -елементів.

Експериментальні дослідження П. як моделювання на ЦОМ, так і створення спеціалізованих пристроїв (напр., амер. макети «Марк 1» і «Конфлекс 1») показали, що в тих випадках, коли зображення одного класу «накривають» в основному ті самі групи S -елементів, після досить тривалого навчання можна досягти ймовірності правильного розпізнавання, яка значно перевищує ймовірність випадкового вгадування (70–90% при розпізнаванні графічних зображень типу буква, «уписаних» у поле зору сітківки).

Практичне значення тришарових П., незважаючи на відносну простоту теор. і експериментального вивчення їх, досить невзначно. Екстраполяція здатності таких П., тобто вміння правильно розпізнавати зображення, які не брали участі в навчанні, цілком визначається структурою зв'язків S - і A -елементів. Оскільки ці зв'язки випадкові, то характер здійснюваної П. екстраполяції лише випадково може збігатися з потрібним. Серйозних труднощів завдає й режим самонавчання. Через те, що фактично не визна-

чено, якої саме класифікації має «самонавчаться» П., результуюча класифікація, як правило, не має нічого спільного з очікуваною (напр., подання всіх віхідних зображень в одній клас).

Теорія тришарових П. набула значного розвитку в працях амер. кібернетики М. Мілського і С. Лейперта. Вони строго довели, що тришарові П. в принципі не можуть розв'язувати багатьох задач розпізнавання образів. До таких задач, зокрема, належить розпізнавання симетрії чи подібності геом. фігур, виявлення відомої фігури на фоні інших фігур, виявлення зв'язності фігури тощо. Навіть за порівнянню малої кількості елементів сітківки для розв'язування подібних задач за допомогою тришарових П. необхідні фізично нереалізовані обсяги апаратури (за кількістю потрібних А-елементів і за значеннями ваг зв'язків) і тривалості навчання (за кількістю окремих корекцій ваг).

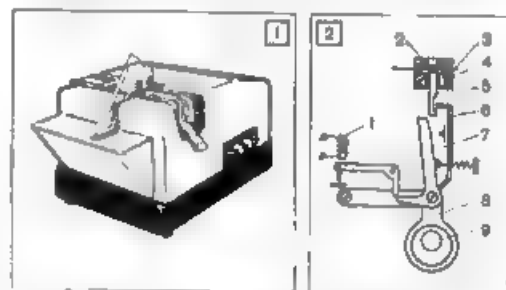
У багатьох працях були спроби поліпшити робочі характеристики П., ускладнюючи його структуру (напр., переходячи до багатшарових схем, у яких сигнали від сітківки послідовно передаються через кілька шарів А-елементів і лише потім надходять на входи R-елементів) або ускладнюючи процедуру навчання (напр., корекція ваг ім. зв'язків, крім зв'язків А-і R-елементів, тощо). За подібних вдосконалень втрачаються такі принаближені особливості тришарових П., як простота й ясність схемної організації та процедури навчання. Повсюдний теор. аналіз складніших за тришарові П. схем і алгоритмів навчання стає незрівнянно важчим і майже нерозрешимим завданням. Питання про можливість багатшарових П. ще не розв'язано. Є лише окремі більш-менш ядкі результати експериментальних досліджень деяких варіантів таких схем (напр., чотиршарового S-A-A-R П. «ПАПА» італ. вченого А. Гамба). Хоч успіхи в теорії й практиці П. ще невеликі, схема П. історично відіграла велику роль, бо звернула увагу багатьох дослідників на необхідність строгого формулювання й докладного теор. аналізу питань моделювання розумної поведінки й, зокрема, питань навчання й самонавчання кібернетичних пристроїв.

Літ. Г. Д. Ушков В. М. Настанове до кібернетики К. 1984 [бібліогр. с. 319-322]. Розробка атт. Г. Принадля кибер. динаміки Пер. с англ. М. 1965 [бібліогр. с. 468-473]. М. Я. М. М. П. Пер. с Персептроні Пер. с англ. М. 1971 [бібліогр. с. 245-252]. Г. Д. Гамба Форм.

«ПЕРТ» — одна з перших систем сіткового планування і керування. «П.» створила в 1958 у США група спеціалістів Управління спеціальними проектами ВМФ за участю представників фірми «Локхед». Система нерівнянця розробками за методом «П.» дала змогу перспективно планувати весь проект, слідкувати за виконанням кожної окремої задачі й аналізувати причини затримок, які загрожують виконанню в строки всього проекту. «П.» застосовують при керуванні роз-

робками великих військових систем, а також у промисловості й будівництві. Див. Сіткові методи планування й управління.

ПЕРФОРАТОР — пристрій для реєстрації інформації за допомогою пробивання отворів (перфорації) в носіях інформації, здебільшого перфорацийних картках або перфорацийних стрічках. П. набули широкого застосування з розвитком телеграфії. На початку 19 ст. ввійшла до комплексу лічильно-перфорацийних машин, а з середини 20 ст. — як основний пристрій до складу ЕЦОМ. Б



1. Перфоратор стрічковий типу ПП-80.

2. Механізм забирання лоту й пробивання стрічкового перфоратора: 1 — колодий електромігніт; 2 — матриця; 3 — перфоратор; 4 — зажимна; 5 — пуансон; 6 — зворотна рамка; 7 — штовхач; 8 — шатун; 9 — ексцентриковий вал.

багато типів П.: за видом носія інформації розрізняють П. стрічкові (мал. 1) і карткові; за способом введення інформації — зі введенням від клавіатури та з автоматичним введенням (від ЕОМ чи ін. пристрою); за призначенням П. поділяють на віхідні (на яких підготовляють первісну інформацію, що підлягає обробці) і заходні (служать для введення результатів з обчисл. пристроїв), а також дублюючі (реперфоратори, репродуктори), що виготовляють дублікати перфорацийних носіїв. П., що переносять інформацію з одного виду перфосю на ін., та П., що переносять інформацію з магнітної стрічки на перфосю, П. зчитувальні (яони автоматично зчитують позначки олівцем, зроблені на перфокартках на спец. сітці, й перфоруєть ці самі або інші карти), П., що перепесяють інформацію з нестандартних носіїв (графіків, малюнків) або вимірювальних приладів на перфосю, тощо. Здебільшого для різних спец. призначень застосовують віхідні П., оснащені належною схемою керування. Лише віхідні П. мають введення інформації від клавіатури, всі ін. П. — автоматичне введення.

Залежно від порядку пробивання перфокартки розрізняють П. карткові — з поколону перфорацийкою, в яких символи записують у колонках картки, що рухається вузьким боком уперед, і П. позиційні, що записують інформацію по позиціях картки, яка переміщується широким боком уперед. За характером записуваної інформації П. поділяють на цифрові й алфавітно-цифрові. В цифрових інформація записується по колонках, у ви-

гляді поодиножних отворів у відповідних позиціях колонок. Застосовують їх гол. чин. у комплектах лічильно-перфораційних машин. В алфавітно-цифрових П. здебільшого записують символи рос. і лат. алфавітів, цифри, матем. знаки та ін. спец. знаки у вигляді двійкового коду по колонках або позиціях. Застосовують їх переважно в ЕОМ як вхідні та вихідні П., рідше — в комплектах лічильно-перфораційних машин та ін. спец. установках. За принципом роботи карткові П. поділяють на однопіріодні та двопіріодні. В перших пробивання символу проводиться одночасно з натискуванням на відповідну клавішу (або з надходженням керуючого сигналу від якого-небудь пристрою). В двопіріодних П. пробивання проводиться лише після набору всієї картки чи всього рядка. Вони значно складніші за однопіріодні, бо мають систему запам'ятовування введених символів (здебільшого за електромагн. реле) й громіздкіший пробивний механізм. Проте завдяки деяким перевагам (можливість виправляти помилки, помічені в процесі набрання на клавіатурі, фіксувати достійні ознаки та ін.) вони зручніші в експлуатації та продуктивніші.

За конструкцією стрічкові й карткові П. істотно відрізняються один від одного, проте заг. структуру їх єдина. В П. є магазин для носія інформації, механізми набирання коду, пробивання й транспортування носія, прикмальний механізм (для перфокарт — укладальний, для перфострічки — підмотувальний), схема керування та електр. привод. Механізми набирання коду, пробивання й транспортування носія є осн. вузлами П., які визначають його надійність і швидкість. Отвори пробиває пуансон з матрицею (мал. 2). Коли сигнал надходить на кодовий електромагніт, пружина притягує штохач до убора й встановлює його співосно з пуансоном. Ексцентрикний вал посилає через шатун і штохач пуансон, і він, входячи в отвір матриці, пробиває носій. У початкове положення пуансон встановлює зворотна рамка. Якщо сигналу на кодовому електромагніті немає, штохач стає в положення, показане на мал. 2, а при обертанні ексцентрика кодова вала проходить поза пуансоном. У стрічкових і карткових П. з похолодною перфорацією кожний позиції колонки відповідає свій пуансон і механізми керування ним. У карткових позиційних П. кількість пуансонів дорівнює кількості колонок перфокарти (80 чи 45 пуансонів у вітчизн. П.). Механізм транспортування в карткових П. здійснює стартовий рух перфокарти через пробивний пристрій і подає її після пробивання в приймальний механізм. Перфокарта лишається нерухомою в момент пробивання, а в проміжках часу між пробиваннями переміщується на віддалі, яка дорівнює віддалі між колонками (або між позиціями в позиційних П.). У стрічкових П. транспортування стрічки здебільшого здійснюється і в стартовому режимі. В конструкції стрічкових П. і

з стрічкою, що рухається безперервно. Пробивний механізм таких П. робить зворотно-поступальний рух, тобто рухається разом із стрічкою в моменти пробивання, а в проміжках часу між пробиваннями повертається в початкове положення.

У П. спец. призначення, крім зазначених вище механізмів, є й додаткові пристрої, що виконують функції, потрібні за конкретним призначенням їх. Напр., у дублюючому П. є два тракту, що синхронно працюють для перфосісії, — тракт пробивання та репродукційний (який відрізняється від тракту пробивання тим, що в ньому замість механізмів набирання коду й пробивання є механізми індикації отворів, здебільшого щітковий або фотосенсестричний). Перфосісії — оригінал, який треба дублювати, — пропускають через репродукційний тракт. Механізм набирання коду тракту пробивання одержує керування від механізму індикації отворів репродукційного тракту й виготовляє дублікат оригіналу. Зчитувальний П. має вузол індикації позначок олівцем на перфокарті, керуючий пробивний механізм тощо. Стрічкові П. мають лише від 5 до 8 пуансонів з механізмами набирання коду (на відміну від П. карткових, які мають до 80 цих вузлів), механізми транспортування після та приймальний у стрічкових П. конструктивно простіші й надійніші, а тому їхні розміри й вага значно менші за розмір і вагу П. карткових. Удосконалення П. спрямовано на збільшення швидкості перфорації, підвищення надійності та оснащення їх пристроями контролю правильності перфорації.

Лит. Анисимов Б. В. Четверяков В. М. Основы теории и проектирования цифровых вычислительных машин. М. 1965 [6 бл. огр. с 4 м.] Корольов К. П. Четно-перфорационные машины. М. 1965.

ПЕРФОРАЦІЙНА КАРТА, перфокарта — прямокутний стандартних розмірів з тонкого еластичного картону, призначений для записування інформації способом пробивання на ньому отворів. Цифрова сітка, нанесена на лицевий бік перфокарти (мал.), ділить її на вертикальні колонки й горизонтальні ряди — рядки, що визначають положення пробивом (отворів).

Інформацію записує оператор, користуючись електромех. пристроєм — перфоратором. Наявність отвору означає код 1, а відсутність його — код 0. Зчитується інформація автоматично в процесі переміщення перфокарти в пристрої зчитування інформації, П. к. зручно користуватися для формування масивів інформації. Їх легко замінити, якщо вони зіпсовані, але щільність запису в П. к. мала й вони порівняно недолговічні. П. к. використовують у ЦОМ для введення і виведення інформації та в лічильно-аналітичних машинах, у системах керування поточними лініями й верстатами тощо.

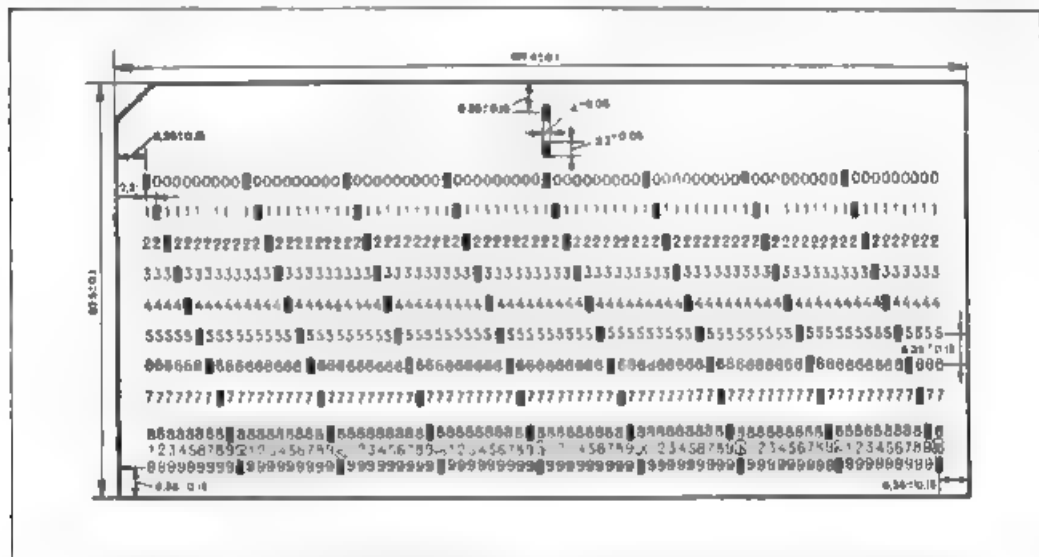
В інформаційно-пошукових системах для ручної обробки масивів поширені П. к. з крайовою перфорацією. Щільні й суперпоширні. Характеристика (ознаки), за яку-

ми кодується (і відшукується) П. н., залежать від виконання перфорації: а П. н. з крайовою перфорацією пробивки розміщено по периметру карт, у щільний — між отворами кодового поля, суперпозиційна П. н. кодується системою отворів, координати яких відповідають певним ознакам. Осн. інформацію записують на полі, вільному від перфорації. Див. також *Інформаційно-пошуковий пристрій*. Р. Я. Черник

на 6, 7 і 8 доріжок має ширину 25,4 мм). П. с. спец. призначення виготовляють з ін. матеріалів (напр., пластмасових) і ін. розмірів. Пристрої для роботи з П. с. простіші й дешевші за відповідні пристрої для перфокарт, але виправляти й сортувати інформацію, записану на П. с., важче.

Лит. Седлачек Я., Штегна К. *Перфоден-та*. Пер. с чеш. М., 1964.

І. Т. Пархоменко.



50-КОЛОНКОВА перфораційна карта з прямокутними перфораціями.

ПЕРФОРАЦІЙНА СТРИЧКА, перфострічка — носій запису інформації у вигляді довгої, найчастіше паперової, стрічки, записування на яку здійснюється пробиванням (перфорацією) отворів у певній кодовій комбінації. Отвори розміщуються в поперечному напрямі стрічки колонками, послідовність яких утворює доріжки надовж стрічки. Під час записування інформації отвори колонки пробиваються одночасно, а при зчитуванні — сприймаються паралельно. П. с. почали застосовувати в 1-й половині 19 ст. для керування роботою ткацьких верстатів, у 2-й половині 19 ст. вона поширилась у зв'язку з розвитком телеграфії. П. с. широко використовувать і в цифрових обчисл. машинах для введення й виведення інформації та в пристроях програмного керування верстатами й технологічними процесами, щоб записувати на них команди в потрібній послідовності і з потрібними інтервалами (після зчитування сигнали розшифровуються і передаються відповідним виконавчим механізмами, які звичайно оснащено кроковими двигунами). В СРСР випускають паперову П. с. на 5, 6, 7 і 8 доріжок. Розміри П. с. і кодування інформації на ній встановлено відповідно до міжнародного стандарту (напр., П. с.

ПІВГРУПА, асоціативна система — множина S , в якій визначено операцію (здебільшого Π записують як множення), що ставить у відповідність кожній парі елементів x і y з S , розміщених у даному порядку, елемент $z = xy$ з S іхній «добуток». При цьому припускають, що в S виконується асоціативний закон' $(xy)z = x(yz)$ для будь-яких елементів x, y, z з S . Якщо $xy = yx$ для довільних елементів x і y з S , то така П. наз. комутативною (іноді — абелевою). В П. S може міститися «одиниця» e або «нуль» 0 — такі елементи, що $xe = ex = x$, $x0 = 0x = 0$ для будь-якого елемента x з S . Але на відміну від групи (див. *Група теорія*), не обов'язково, щоб у П. була одиниця (а тим паче — обернені елементи). Якщо якась підмножина T П. S сама є П. щодо дії, визначеної в S (тобто T містить добуток будь-яких двох своїх елементів), то T наз. підпівгрупою П. S . T наз. ідеалом П. S , якщо tx і xt містяться в T , які б там не були елементи t з T , x з S .

Окремі результати, що стосуються П., було одержано ще на поч. 20 ст. Серйозне вивчення П. почалося в 20 х рр. у працях рад. алгебриста А. К. Сушкевича (1889—1961). П. S наз. П. із скороченням, якщо для будь-яких її елементів x, y і z з $zx = yz$ або $zx =$

« xy » впливає $x = y$. Будь-яка група й будь-яка підгрупа групи є P . за скороченням. Будь-яку комутативну P . зі скороченнями можна вкласти в якусь абелеву групу. Існують некомутативні P . із скороченнями, які не можна вкласти в групу. Групи є важливими і найбільш вивченим класом P . Теорія P . розвивалася спочатку як узагальнення теорії груп. Проте згодом теорія P . виділилася в самостійну галузь заг. алгебри, що має свої задачі, методи й застосування. Позначимо через $S(A)$ множину всіх перетворень (відображень у себе) якоїсь множини A . $S(A)$ є P . відносно операції суперпозиції перетворень: $f = f_1 \circ f_2$ ($f_1, f_2, f \in S(A)$), якщо $f(a) = f_1(f_2(a))$ для будь-якого елемента a з A . Загальніша ситуація виникає при вивченні операції множення бінарних відношень. Бінарне відношення ρ на множині A — це підмножина декартового квадрата $A \times A$ (див. *Відношення*). Добуток $\sigma = \rho \circ \sigma$ двох бінарних відношень ρ і σ на A визначають як множину таких пар $(a, b) \in A \times A$, що $(a, c) \in \rho, (c, b) \in \sigma$ для якогось $c \in A$. Сукупність усіх бінарних відношень на множині A утворює для означеного так множення P . Позначимо через $rg\, \rho$ і $pr\, \rho$ множини всіх елементів c і відповідно $b \in A$, для яких існують такі елементи a , що $(c, a) \in \rho$ і $(a, b) \in \rho$. Кожне бінарне відношення ρ між елементами множини A можна розглядати як відображення (загалом, багатозначне) множини $rg\, \rho$ на $pr\, \rho$, яке ставить у відповідність кожному елементові $a \in rg\, \rho$ якусь підмножину $\rho(a) \subseteq pr\, \rho$; $c \in pr\, \rho$ тоді й лише тоді, коли $(c, a) \in \rho$ для більшого a на $pr\, \rho$. Багатозначним частковим перетворенням множини A . Якщо $rg\, \rho = A$, то перетворення ρ наз. повним. Для повних односторонніх перетворень множення бінарних відношень зводиться до операції суперпозиції перетворень. Гомоморфізм (зокрема, ізоморфізм) φ P . S на яку-небудь підгрупу $\varphi S = S'$ P . $S(A)$ всіх перетворень якоїсь множини A . наз. представленням P . перетворення. Для кожної P . S існує ізоморфне представлення φ перетворення якоїсь множини A . Водночас P . $S(A)$ всіх перетворень множини A є підгрупою P . $P(A)$ усіх бінарних відношень між елементами множини A (тобто багатозначних часткових перетворень множини A). Тому теорію P . можна трактувати як абстрактне вчення про суперпозицію найзагальніших перетворень — не обов'язково оборотних, не обов'язково однозначних і навіть не скрізь визначених. Елемент x P . S наз. ідемпотентом, якщо $x^2 = x$. Зокрема, якщо P . S містить одиницю e або нуль 0 , то вона є ідемпотентом. P . S наз. регулярною, якщо для будь-якого її елемента x існує такий елемент y , що $xyx = x, yxy = y$. Регулярна P . S наз. інверсною, якщо $e_1 e_2 = e_2 e_1$ для будь-яких її ідемпотентів e_1 і e_2 . Інверси P . і лише вони є ізоморфізми P . оборотних (насамперед однозначних) часткових перетворень множин. Як і для довільних алгебричних структур, усякий гомоморфізм P . пов'язаний з

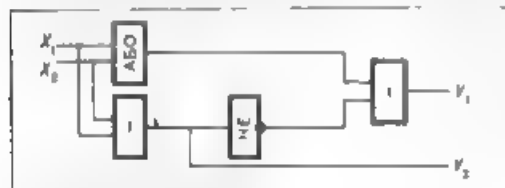
якимось відношенням конгруентності. На відміну від груп, конгруентність P . не визначається якимось одним P . класом. Ідеали P . і лише вони є повними прообразами нуля при P . гомоморфізмах φ (якщо P . φS містить нуль). Нехай M — підмножина P . S ; $|M|$ — найменша підгрупа P . S , яка містить M , якщо $|M| = S$, то M наз. породжувальною множиною P . S , яка містить породжувальну множину, що складається з одного елемента, наз. моногенною (циклічною). Будь-яка нескінченна моногенна P . є ізоморфною P . всіх цілих додатних чисел відносно додавання. Якщо всі моногенні підгрупи P . S є скінченними, то така P . S наз. періодичною. Якщо $a_1, a_2, \dots, a_n, b_1, b_2, \dots, b_m$ — елементи породжувальної множини P . S , то рівність $a_1 a_2 \dots a_n = b_1 b_2 \dots b_m$ наз. звичайним співвідношенням P . S . Якщо в P . S є породжувальною множиною M є лише такі визначальні співвідношення, в яких $m = n$ і $a_1 = b_1, a_2 = b_2, \dots, a_n = b_n$, то $S = M^*$ наз. вільною P . над M . P ., в яких є скінченна породжувальна множина, є, зокрема, об'єктами вивчення *алгебричної теорії*.

З кожним абстрактним автоматом A пов'язують, як відомо, вільну P . над множиною X , ξ його входів, виходів і станів. Крім того, з автоматом A асоціюють представлення φ вільної P . X^* перетвореннями множини \mathcal{M} . P . перетворень $S_A = \varphi(X^*)$ наз. P . автомата A . Якщо S_A — P . багатозначних перетворень (бінарних відношень), то одержимо недетермінований автомат; якщо S_A — P . односторонніх перетворень, автомат A — детермінований. Якщо S_A — P . повних (відповідно, часткових) перетворень, то автомат A — повний (відповідно, частковий або неповний). Для будь-яких підмножин A та B довільної P . S позначимо через AB множину всіх добуток ab , де $a \in A$ та $b \in B$. Відносно визначеної так операції множини $\mathcal{P}(S)$ усіх підмножин P . S утворює P . $\mathcal{P}(S)$ наз. глобальною P . для P . S . Якщо X^* — вільна P . над X , то елементи глобальної P . $\mathcal{P}(X^*)$ у теорії автоматів наз. подіями, в *алгебричній математиці* — мовами, а в абстрактній теорії кодуювання — *кодами* (докладніше про застосування P . в теорії автоматів див. *Алгебрична теорія автоматів*).

У різних застосуваннях бувають упорядковані й топологічні P . Впорядкована P . — це P . S з відношенням часткової впорядкованості \leq , таким, що для будь-яких $a, b, c \in S$ з $a \leq b$ випливає $ac \leq bc$ і $ca \leq cb$. P . S наз. топологічною, якщо вона є топологічним простором і ф-ція $f(x, y) = xy$ (де $x, y \in S$) є неперервною.

Лит., Липшиц Е. С. Подгруппы. М., 1960 [бюблогр. с. 365—589]. Марков А. А. Теория алгоритмов. — Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР, 1954, т. 42 [бюблогр. 373—374]. История отечественной математики, 1917—1967 т. 3 К. 1968 [бюблогр. с. 618—701]. Кэли Ф. Ф. и др. Престон Г. Алгебраическая теория полугрупп. Пер. с англ. т. 1—2. М., 1972 [бюблогр. т. 1, с. 370—278 т. 2, с. 407—414]. Л. М. Гаршин

ПІДСУМАТОР — пристрій, який виробляє за двома одноразрядними доданками цифру суми і перенос до наступного старшого розряду. Схема П. (мал.) іноді складається з логічних елементів «І», «АБО» й «НЕ», що виконують функції: Y_1 (сума) — $X_1 X_2$ ($X_1 \vee X_2$) і Y_2 (перенос) — $X_1 X_2$. Логічні функції Y_1 і Y_2 , що їх вироблює П., описують таблицю. Якщо доданки X_1 і X_2 надходять неодноразовно (внаслідок властивостей давачів), то в схему П. вводяться додаткові елементи пам'яті (тригери, лінії затримки тощо). Осн. параметри



Блок-схема підсуматора

Аргумент		Функція	
X_1	X_2	Y_1	Y_2
0	0	0	0
0	1	1	0
1	0	1	0
1	1	0	1

П. — час встановлення суми ($T_{\text{вст}}$) і час перенесення ($T_{\text{д}}$) — визначаються часом перемикання конкретних логічних елементів ЦОМ, що становлять схему П. Два П. і одна схема «АБО» утворюють повну схему суматора одноразрядного, крім того, П. можна застосовувати як пристрій порівнювання модів двох чисел або як компонент інших, складніших цифрових пристроїв кібернетики, обчисл. техніки й автоматики. Напр., у ЦОМ «Стрела» ланцюжок П. використовується для додавання до суми одиниці кругового перенесення, а також бере участь в утворенні знаків добутку й частки.

Лит.: Дроздов Е. А., Прохоров В. П., Пятибратов А. П. Основы вычислительной техники. М., 1966 [Бібліогр. с. 482]. Анисимов Б. В., Четвериков В. Н. Основы теории и проектирования цифровых вычислительных машин. М., 1965 [Бібліогр. с. 480].

ПІДАВТОМАТ — поняття алгебричної теорії автоматів, аналогічне поняттю підалгебри в алгебрі (див. *Алгебра універсальна*). В *автоматній теорії* автомат $A = \langle \mathcal{A}, X, Y, \delta, \lambda \rangle$ наз. пiдавтоматом автомата $A_1 = \langle \mathcal{A}_1, X_1, Y_1, \delta_1, \lambda_1 \rangle$, якщо $\mathcal{A} \subseteq \mathcal{A}_1$, $X \subseteq X_1$, $Y \subseteq Y_1$, $\delta(a, x) = \delta_1(a, x)$, $\lambda(a, x) = \lambda_1(a, x)$ для всіх $a \in \mathcal{A}$, $x \in X$.

ПІДПРОГРАМА — частина програми, яка реалізує певний алгоритм і допускає звертання до себе з різних місць програми. П. широко використовують для того, щоб скоротити записи програм у тих задачах, у процесі розв'язування яких треба виконати кілька разів

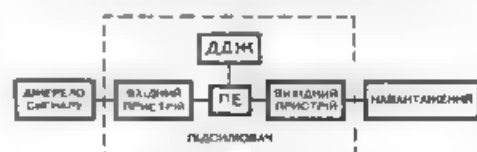
одні і той самий алгоритм при різних значеннях параметрів. Оператори, що реалізують відповідну П., виписують один раз, а в потрібних місцях пишуть оператори передачі керування на цю П. Набір найчастіше використовуваних П. утворює бібліотеку стандартних підпрограм. В. Ф. Лещенко.

ПІДПРОГРАМА ВІДКРИТА — див. Процедура в програмуванні.

ПІДПРОГРАМА ЗАМКНЕНА — див. Процедура в програмуванні.

ПІДПРОГРАМА СТАНДАРТНА — підпрограма, яку складено так, що П. можна використовувати при розв'язуванні багатьох задач, і яка задовольняє певні умови, що забезпечують П. включення до основної програми. Однакові за змістом частини низки програм оформляють здебільшого у вигляді П. с. Складаючи нові програми, П. с. включають до них як щось готове. П. с. об'єднують у бібліотеки стандартних підпрограм. До бібліотеки включають і спец. інтерпретуючу програму, що забезпечує включення П. с. до конкретної програми і організовує зв'язок з осн. програмою. Досить повна бібліотека П. с. істотно полегшує працю програміста, прискорює програмування і відладку задач, зменшує вимоги до знань обчисл. методів. Див. також *Бібліотечний підпрограм метод*. В. Ф. Лещенко.

ПІДСИЛЮВАЧ — пристрій, в якому здійснюється збільшення потужності керуючого (вхідного) сигналу за рахунок енергії допоміжного (жерельного) джерела живлення, при цьому функціональний зв'язок між вхідним та вихідним сигналами є неперервним і однозначним. Залежно від виду енергії керуючого сигналу і жерельного джерела П. поділяють на електр., мех., гідрравлічні, пневматичні та ін. Найпоширеніші електричні П., що в ряді галузей, таких, як радіозв'язок, телебачення, радіолокація, радіонавігація, вимірвальна техніка тощо, є основою побудови всієї апаратури. Широко використовують електр. П. в кібернетичній й обчисл. техніці, до того ж в аналоговій обчисл.



Блок-схема підсилювача

техніці вони є осн. елементами. Електричні П. за типом керуючого (підсилюючого) елемента поділяють на електронні (лампові та напівпровідникові), діелектричні, магнітні, криотронні та ін. На мал. дано блок-схему П. з джерелом сигналу й навантаженням. Оса.

частинами власне П. (на мал. його обведено пунктиром) є: а) вхідний пристрій, який передає керувачий сигнал до вхідного кода підсилюючого елемента (ПЕ); використовують його тоді, коли безпосередньо підключити аргумент вхідного сигналу до ПЕ з тих чи інших причин недоцільно; б) ПЕ з допоміжним джерелом живлення (ДДЖ); в) вихідний пристрій, призначений для передавання вихідного сигналу на навантаження, використовують його тоді, коли безпосередньо об'єднувати навантаження й ПЕ небажано. Найважливіші характеристики П.: 1) коеф. підсилення — відношення кількісної міри вихідного сигналу до такої ж самої міри вхідного; 2) частотна характеристика; 3) перехідна характеристика; 4) динамічний діапазон; 5) вхідний опір; 6) вихідний опір; 7) рівень власних шумів; 8) характеристика відмінності між потрібною функціональною заданістю вихідного сигналу від вхідного і дійсною. Здебільшого потрібна залежність є лінійною, але іноді застосовують П. з іншими типами залежності (напр., логарифмічні П.). За видом характеристик П. поділяють на П. струму, П. напруги, П. потужності, П. імпульсних сигналів, П. низької частоти, П. високої частоти, П. постійного струму, широкосмужні П., вибірні П. тощо. Див. також Підсилювач диференціальний, Підсилювач операційний, Підсилювач відпрацюючий.

І. Б. Єфімов.

ПІДСИЛЮВАЧ ВІДПРАЦОВУЮЧИЙ — підсилювач для автоматичного зрівноважування квазіаналогових моделей. Аналізуючи квазіаналоги, П. а. апроксимують підсилюючою ланкою з дійсним від'ємним достатньо великим коеф. підсилення, що не залежить від частоти підсилюваного сигналу. Якщо дотримано умов стійкості зрівноважування та обмеженості вихідної напруги П. а., напруга на його виході мала (П. приймуть за нуль). Тому, якщо П. а. підключити до квазіаналога, вузол квазіаналога, з'єднаний з виходом П. а., стає потенціально-нульовим практично миттєво (через малу тривалість перехідних процесів у П. а.). Кількість П. а. у квазіаналогі дорівнює кількості вузлів, які мають бути потенціально-нульовими. В динамічних квазіаналогових моделях застосовують перемикальні П. а.

Г. І. Гринько.

ПІДСИЛЮВАЧ ДИФЕРЕНЦІАЛЬНИЙ — підсилювач, вихідна напруга якого пропорційна різниці двох вхідних напруг. На мал. подано схему простого П. д. за транзисторами ($U_{вх1}$, $U_{вх2}$ — вхідні напруги). Під вихідною напругою розуміють або різницю потенціалів між колекторами (симетричний вихід — $U_{вх3}$), або величину відхилення потенціалу колектора від початкового значення (несиметричний вихід — $U_{вх4}$). Оскільки в схемі є негативний зворотний зв'язок як струмом через резистор R_0 , то, обираючи в певний спосіб параметри схеми, можна домогтися того, що при $U_{вх1} = U_{вх2}$, $U_{вх3}$ та $U_{вх4}$ будуть

визначені (при цілковитій симетрії схеми $U_{вх3} = 0$), а при $U_{вх1} \neq U_{вх2}$ вихідна напруга (в будь-якому випадку) буде велика і пропорційна їхній різниці. П. д. характеризується коеф. підсилювання різниці вхідних напруг K_p і коеф. підсилювання середнього рівня їх K_n . При довільних $U_{вх1}$ та $U_{вх2}$ і виконанні співвідношень $\alpha_1 \approx \alpha_2 = \alpha$:

$$R_{к1} = R_{к2} = R_{к1}, \quad R_{е1} + r_{е1} = R_{е1} + r_{е1} + \Delta R_0 = R_{е1} + r_{е1} = R_{е1}; \quad \beta_1 \approx \beta_2 = \beta,$$

$$U_{вх3} \approx (U_{вх1} - U_{вх2}) K_p + 0.5(U_{вх1} + U_{вх2}) K_n, \quad (1)$$

$$U_{вх4} \approx (U_{вх1} - U_{вх2}) K_p' + 0.5(U_{вх1} + U_{вх2}) K_n', \quad (2)$$

де

$$K_p = \frac{\alpha R_{к1}}{R_{е1} + 0.5\beta^{-1}(R_{\delta1} - R_{\delta2})},$$

$$K_n = -\frac{K_p}{2R_0} \left(\frac{R_{\delta1}}{\beta_1} - \frac{R_{\delta2}}{\beta_2} - \Delta R_0 \right);$$

$$K_p' = 0.5K_p, \quad K_n' =$$

$$= -\frac{K_p}{2R_0} \left(R_{е1} + r_{е1} + \frac{R_{\delta1}}{\beta_1} \right), \quad (3)$$

$$R_{\delta1} = r_{\delta1} + \frac{r_1 r_1}{r_1 + r_1};$$

$$R_{\delta2} = r_{\delta2} + \frac{r_2 r_2}{r_2 + r_2};$$

α , β — коеф. підсилення за струмом транзистора в схемі зі спільною базою та спільним

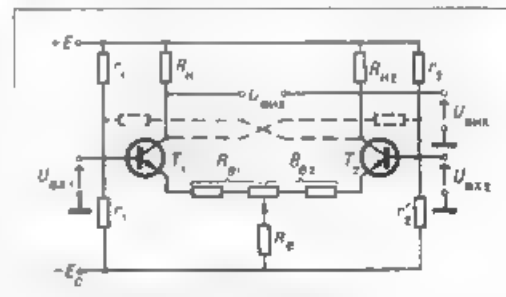


Схема диференціального підсилювача

емітером відповідно; $r_{\delta1}$, $r_{\delta2}$, $i = 1, 2$ — базові й емітерні опори транзисторів T_1 , T_2 відповідно. З (1) і (2) видно, що для якісної роботи П. д. параметри схеми треба так об-

рати, щоб величина $q = \left| \frac{K_n}{K_p} \right|$ (або $\left| \frac{2K_n}{K_p} \right|$)

була достатньо малою. При $U_{вх1} = U_{вх2}$ (сінфазні сигнали) $U_{вх1}$ та $U_{вх2}$ залежать лише від других членів (1) і (2), тому величину q^{-1} наз. коеф. пригнічування сінфазних сигналів. Згідно з (3), для зменшення q треба збільшувати опір R_0 (а це веде до необхідності збільшувати напругу джерела змінного E_0) і вибирати транзистори з великим β , а це крім того, дає збільшення R_0 . На практиці замість R_0 використовують транзисторну схему із зворотним негативним зв'язком за струмом (схему незмінного струму), яка має великий дифер. опір, а замість окремих транзисторів використовують схему складеного транзистора (при цьому збільшується вхідний опір П. д.). Іншими способами збільшення коеф. пригнічування сінфазних сигналів є введення зворотного зв'язку сінфазного типу, реалізованого перехресного зворотного зв'язку як позитивного (показано на мал. пунктиром), так і негативного (я багатонакладних П. д.). При цьому надається підняти вхідний опір П. д. на постійному струмі до 1 Мом і вище.

Осно. достоїнствами П. д. є універсальність застосування і його здатність пригнічувати однакові на обох входах сигнали (ефект пригнічування сінфазних сигналів). П. д. у широкому діапазоні частот (від нуля до сотень МГц) може виконувати операції порівнювання, детектування, модулювання, змішування двох вхідних напруг або вхідної напруги та напруги зворотного зв'язку, а також генерувати сигнали й автоматично регулювати підсилення. Застосування П. д. дає змогу відносно вільно обирати початкові рівні вхідних і вихідних напруг, одержувати вихідний сигнал будь-якого знаку і, отже, паразитний сигнал. Все це зумовлює широке використання П. д. у радіотехніці, автоматизації, обчисл. та виміральної техніці. Притаманний П. д. ефект пригнічування сінфазних сигналів зумовлює те, що їх застосовують як вхідні каскади різних вимірних підсилювачів, підсилювачів постійного струму (ППС), що їх використовують у підсилювачах операційних, бо при цьому з'являється можливість зменшити дрейф нульового рівня, усунути різні перешкоди (напр., наводки). Застосування П. д. в транзисторних ППС дає змогу компенсувати змішування нуля у вигляді струму та напруги, і збільшити вхідний опір.

Істотною задою П. д. є необхідність добирати елементи схеми, та ще й у транзисторних П. д. цей добір складніший, ніж у лампових, у зв'язку з температурною залежністю деяких величин (напр., напруга база — емітер, початкового струму колектора). Практично це призводить до ускладнення схем транзисторних П. д. внаслідок введення термокомпенсуючих елементів (термоопорів, температурозалежних джерел напруг). З другого боку, для П. д. характерна одна важлива риса — сумішувальність з технологією виго-

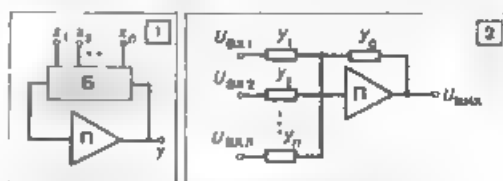
товлення монолітних інтегральних схем (ІС). Властивість такої сумішувальності та ще й деякі інші достоїнства П. д. зумовили те, що тепер каскади їх входять до складу майже всіх лінійних ІС.

Лит. Эрглас К. В., Степаненко И. П. Электронные усилители. М., 1964 [бібліогр. с. 537—539], Корн Г., Корн Т. Электронные аналоговые и аналого-цифровые вычислительные машины. Пер. с англ., ч. 1. М., 1967 [бібліогр. с. 452—456].

ПІДСИЛЮВАЧ ОПЕРАЦІЙНИЙ, підсилювач розв'язувальний — моделює електричне коло з підсилювачем постійного струму (ППС), який є підпочас зрівноважувальним пристроєм і багатополосником, що формує певну математичну операцію. На мал. показано заг. блок-схему П. о. з паралельним колом зворотного зв'язку. В — багатополосник; П — підсилювач постійного струму; x_i ($i = 1, 2, \dots, n$), y — вхідні й вихідні величини відповідно. Треба, щоб ППС задовольняв такі вимоги: щоб у нього був високий коеф. підсилювання в робочій смузі частот (від 10^2 до 10^6); малий дрейф нульового рівня; малий вихідний (порядку одиниць ом) і великий вхідний опір (не менше як одиниці Мом). Окремим випадком заг. схеми є П. о. з багатополосником у вигляді зірки в двополосник (мал. 2), що його використовують для моделювання елементарних операцій: множення на постійну величину, підсумовування кількох незалежних змінних, інтегрування та диференціювання за часом тощо. Крім того, такий П. о. можна використовувати, розв'язуючи дифер. рівняння певного виду й здійснюючи деякі функціональні перетворення. Вихідну напругу в операторній формі визначають як

$$U_{вх1}(p) = \frac{-\sum_{i=1}^n Y_i(p) U_{вхi}(p)}{Y_0(p) \left[1 + \frac{\sum_{i=1}^n Y_i(p)/Y_0(p)}{K(p)} \right]}, \quad (1)$$

де $Y_i(p)$ — вхідна провідність i -го входу в операторній формі; $U_{вхi}(p)$ — операторне



1. Блок-схема операційного підсилювача

2. Схема операційного підсилювача в багатополосник.

відображення i -ї вхідної напруги. $Y_0(p)$ — операторна провідність кола зворотного зв'язку. $K(p)$ — операторний коеф. підсилення ППС при розімкненому зворотному зв'язку, а — кількість входів. Як можна бачити з

(1), $U_{\text{вх}}$ є сумою вхідних сигналів, з яких кожен множать на k -й передатний коеф. (цей коеф. легко визначити з (1), якщо взяти $U_{\text{вх}}(p) = 0$ при $k \neq k$). Відношення $\frac{Y_1(p)}{Y_0(p)}$ вказує потрібну матем. операцію на i -му вході, що її виконували б, коли б був ідеальний ППС, який має $|K(j\omega)| = \infty$ для всіх

частот. Член $\frac{1}{K(p)} \left[1 + \sum_{i=1}^n Y_i(p)/Y_0(p) \right]$

визначає систематичну похибку, зумовлену неідеальністю ППС (скінченністю коеф. підсилення та обмеженістю смуги пропускання). Чим більше $|K(j\omega)|$ і тим повільніше відбувається його згасання із зростанням частоти сигналу, тим меншу похибку дає ППС. Нехтуючи другим доданком квадратної дужки явищення в (1), одержують ідеалізоване операторне рівняння П. о., яке й використовують, обчислюючи моделі. Вибираючи конкретні двополосники (має. 2), одержують конкретні режими роботи, напри. при $\lambda = 1$,

$Y_1 = \frac{1}{R_1}$, $Y_0 = \frac{1}{R_0}$ з (1) маємо $U_{\text{вх}} = -\frac{R_0}{R_1} U_{\text{вх}}$, тобто операцію множення на величину $-\frac{R_0}{R_1}$; якщо число входів n , $Y_1 = \frac{1}{R_1}$, $Y_0 = \frac{1}{R_0}$, то $U_{\text{вх}} = -\sum_{i=1}^n \frac{R_0}{R_i} U_{\text{вх}}$; якщо $n = 1$, $Y_1 = \frac{1}{R_1}$, $Y_0 = \rho C$, то $U_{\text{вх}}(p) = -\frac{1}{\rho R_1 C} U_{\text{вх}}(p)$, а не при переході від зображень до оригіналів дає $U_{\text{вх}}(t) = -\frac{1}{R_1 C} \int_0^t U_{\text{вх}}(\tau) d\tau$, тобто П. о. у цьому разі виконує операцію інтегрування.

Найважливішою характеристикою П. о. є точність виконання заданої матем. операції. Осн. причинами похибки П. о., крім згаданих вище, є дрейф нульового рівня ППС, скінченність вхідного опору й вихідної провідності його, відмінність значень операційних резисторів і конденсаторів від розрахункових, неточність задавання вхідних напруг, наявність паразитних параметрів (ємності монтажу, опір витікання операційних конденсаторів, паразитна ємність операційних резисторів і потенціометрів установлень коеф.). Більшість з цих перенесених джерел похибки П. о. має випадковий характер. Аналіз повної похибки П. о., якщо враховувати всі перелічені фактори, є складною задачею. Здебільшого розглядають впливи зазначених першочергових похибок на похибку на виході при діянні деяких стандартних сигналів (сінусоїдальний, східчастий): за результатами такого аналізу роблять висновки про точ-

ність. Наведена похибка виконання операцій П. о. сучасних аналогових машин може набувати значень від сотих частот до кількох процентів залежно від типу машини, виконуваної операції й точнісних характеристик елементів П. о.

Літ. Коган Б. Я. Электронные моделирующие устройства и их применение для исследования систем автоматического регулирования. М., 1983 [616-догр. с. 494—505]. Пухов Г. Е. Методы анализа и синтеза аналоговых электронных цепей. М., 1967 [616-догр. с. 360—364]. Полоний И. М. Широкополосные резисторы (операционные) усилители. «Автоматика и телемеханика», 1980, т. 21, № 12; Вычислительная техника. Справочник. Пер. с англ. т. 1—2 М.—Л., 1964. Коган Б. Я., Коган Г. Электронные аналоговые и аналого-цифровые вычислительные машины. Пер. с англ. т. 1 М., 1967 [616-догр. с. 433—438].

ПІДСИЛЮВАЧ РОЗВ'ЯЗУВАЛЬНИЙ — те саме, що й підсилювач операційний.

ПІДСИСТЕМА — сукупність елементів (алгоритмів), об'єднаних одним процесом функціонування, які, взаємодіючи, реалізують певну операцію (програму), необхідну, щоб досягнути мети, поставленої перед системою з цілою. Прикладом енергетичної П. є ядерна установка атомохода (криголама). Процеси розв'язування задач системного, логіч. й техн. етапі проектування становлять П. комплексної розробки та створення вправні нові техніки.

Із зростанням складності функціонування техн. систем значною мірою утруднюється проектування їх. Основою системного підходу є розчленування складної проблеми на розв'язувані задачі й розгляд цих задач у взаємодії. Крім розчленування складної системи на часті функціональні П. (в енергетиці, механіці руху тощо), в задачах системного аналізу конструюють багатоякісні моделі, П. яких є локальні моделі для дослідження технології процесу $M_{\text{тн}}$, динаміки виробництва $M_{\text{вп}}$ продукції $M_{\text{п}}$ й вартості — ефективності акробічності $M_{\text{ав}}$. Виділяти П. означає задавати функціональні зв'язки всередині сукупності взаємодіючих частин (алгоритмів), а також структуру системи у вигляді зв'язків, які об'єднують П. в єдине ціле. Будь-яка система складається з П. і є, в свою чергу, П. тієї системи, до якої вона входить.

Поняття П. має властивість функціональної повноти, бо йому притаманні всі властивості системи, формально представлені категоріями входу, виходу й стану. З усієї множини входів і станів у задачах декомпозиції виділяють підмножину домінуючих пар, які визначають функціональну суть об'єднуваного П. Розчленування системи в розумінні оптимізації пов'язане з критеріями якості функціонування П. Декомпозиція систем на П. й методи дослідження П. посідають важливе місце в теорії й практиці побудови складних систем керування.

Літ. Жуков К. Д. Некоторые структурные построения информационно-управляющих систем. В кн. Информационно-управляющие системы. В. 2—3. М., 1967. Олснер С. Л. Системный анализ для решения деловых и промышленных проблем. Пер. с англ. М., 1968. Справочник по системной технике. Пер. с англ. М., 1970.

К. Д. Жуков

ПІРСА СТІЛКА, функція Вебба, а перетворення логічних виразів — *булева функція* двох аргументів. Позначають її знаком \downarrow і задають такою таблицею істинності.

X	Y	X \downarrow Y
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

П. с. є комутативною, але не асоціативною і не дистрибутивною щодо дис'юнкції та кон'юнкції, тому перетворювати логічні вирази з П. с. досить важко. Проте вона є функціонально повною, тому логічні перемикальні елементи, що реалізують цю ф-цію, широко застосовують у ЦОМ.

В. М. Моза.

ПЛ-1 — багатопільова універсальна мова програмування. Розробила її 1963—66 амер. фірма IBM. Мова ПЛ-1 в значній мірі об'єднала в собі фундаментальні поняття й засоби таких попередніх мов, як **ФОРТРАН**, **АЛГОЛ-60**, **КОВОЛ**, *адресна мова*. Істотною її особливістю є орієнтація на сучас. операційні системи, й це значно підвищує ефективність застосування її. Водночас з ПЛ-1 пов'язано багато нових ідей і понять, вона має ряд нових властивостей.

Більшість мов програмування є тією чи іншою мірою спеціалізованими. Кожну з них призначено записувати алгоритми розв'язування задач з цілком визначеною областю. Так, **АЛГОЛ-60** і **ФОРТРАН** найзручніші для описування обчисл. процесів, **КОВОЛ** — для описування задач обробки даних, **СНОВОЛ** для описування процесів переробки символічної інформації тощо. Використання для розв'язування задач мови, не призначеної для неї, як правило, пов'язане з великими затратами праці й часу і є малоефективним. ПЛ-1 — універсальна машинно-незалежна мова програмування достатньо високого рівня. Вона має широкий набір засобів для ефективного описування обчисл. процесів, задач обробки даних, обробки символічної інформації, процесів моделювання, розв'язування логіч. задач, дослідження логіч. схем, розв'язування задач у реальному масштабі часу й навіть для розробки систем матем. забезпечення. Важливою особливістю мови є її модульність — можливість утворювати спеціалізовані (для конкретної області застосування) підмножини мов різної складності шляхом відкидання непотрібних для даних застосувань засобів. Ця особливість полегшує вивчення мови та використання її й істотно відбивається на структурі та ефективності роботи відповідних трансляторів.

Оператори програми мовою ПЛ-1 об'єднуються в так звані блоки. Програма може складатися з одного або кількох блоків, які бувають укладені один у другий. Блоки на-

значають область дії змінних та інших назв, так що одну й ту саму назву можна використовувати в різних блоках з різною метою; крім того, поняття блоку дає змогу відводити пам'ять під змінні лише на час виконання даного блоку й вивільняти для використання в іншій меті після припинення роботи блоку.

Пам'яті розподіл для даних можна виконувати або статично, до початку виконання програми, або динамічно — у певний момент її виконання. Динамічний розподіл пам'яті здійснюється або автоматично, в момент входження в блок, або ним керує програміст за допомогою спец. операторів і апарату т. з. покажчиків, які виступають у ролі фіксаторів місця пам'яті, а ланк вміщують дані. Якщо при розміщенні в пам'яті якогось даного використовується покажчик, то таку змінну наз. б а з о в а н о ю. В пам'яті можна зберігати й використовувати кілька «поколінь» даних; розподіл пам'яті між ними керує програміст.

Як об'єкти обробки в мові можуть використовуватися скалярні величини, n-вимірні упорядковані сукупності елементів з однаковими властивостями, ієрархічно упорядковані сукупності елементів, названі структурами, фіксатори, які позначають адреси даних і називаються покажчиками, та масиви даних. Структури даних описують за допомогою апарату рівня, запозиченого з **КОВОЛУ**. За типами розрізняють робочі дані й дані. Які керують виконанням програми. До робочих даних належать числові величини (дійсні та комплексні числа), рядки символів і рядки бітів. Керуючі дані використовують, щоб організувати передавання керування в програмі, паралельно виконувати окремі гілки програми, переривати програму, коли настає якась подія, й організовувати динамічний розподіл пам'яті. Кожне дане описується в програмі за допомогою т. з. оголошення, в якому вказано приписувані йому властивості. Як властивості робочих даних можуть фігурувати особливості форми представлення їх (основа системи числення, розрядність, представлення з фіксованою чи плаваючою комою), розмір, шаблон, аналогічний шаблону в **КОВОЛІ**, його клас (дійсні чи комплексні числа), особливості способу розташування і зберігання в пам'яті ЦОМ і області дії, а також початкові значення даних. При оголошенні властивостей мовою послідовно дотримано концепції т. з. замовчування: коли якоїсь властивості прямо не вказано і є кілька альтернативних можливостей, одна з них, визначена мовою, приписується автоматично, при цьому в тих випадках, коли вибір властивості можна зробити неоднозначно, він здійснюється за контекстом оголошення. Будь-яке оголошення має в програмі певну область дії, визначувану блоковою структурою програми.

Оператори мови дають змогу виконувати такі дії: обчислювати арифм. вирази з дійсними й комплексними числами (в т. ч. з упорядкованими послідовностями даних і з

структурами, виконувати логіч. операції «І», «АБО», «НЕ» над рядками бітів, асистувати рядкам; виконувати операції сортування для даних різних типів; здійснювати передавання значень між даними з необхідними перетворюваннями форм представлення, здійснювати введення — виведення даних, у т. ч. обмін інформацією з масивами, що зберігаються на стрічках магнітних і дисків магнітних, редагування даних тощо; дванадцять керувати виконанням програм; обробляти спискові структури; виконувати окремі оператори в процесі трансляції, керувати розподілом пам'яті, звертатися до т. з. збудованих функцій — стандартних підпрограм, передбачених у самій мові.

При керуванні виконанням програми, крім операторів умовного й безумовного переходу, циклів і можливості звертатися до підпрограм, є й засоби для паралельного виконання окремих ділянок програм й переривання її. Для реалізації цих засобів введено поняття гілки. Під гілкою розуміють виконання певної сукупності операторів. Програма в мові ПЛ-1 завжди містить головну гілку; якщо якусь ділянку програми бажано виконувати паралельно, асинхронно з головною гілкою, то, викликаючи її роботу, її можна назвати гілкою. Цим дані дозволять асинхронне виконання її. Завершення виконання гілки розглядають як настання якоїсь події. Виконання гілки може бути перерване й затримане до, поки не буде доявлено певної точки при виконанні іншої гілки — з цією метою програміст вказує спеціальний оператор, який приписує чекати події, пов'язану з гілкою програми. Т. ч. досягають синхронізації гілок. Коли утворюють гілку, вказують *пріоритет* її виконання. У мові ПЛ-1 є можливість керувати перериванням, а саме: блокувати стандартні реакції системи на переривання, визначати особливості дії для тієї чи іншої ситуації переривання, замовляти особливі причини переривання, не передбачені стандартними діями системи. Ця можливість дає могутні засоби відладки програм: так, програміст може обумовити виникнення ситуації переривання за кожної зміни значення якогось даного або за кожного виконання якогось пов'язаного оператора й як реакцію на переривання замовити видавання якогось повідомлення; ситуацією переривання може бути вихід за проголошені межі діапазону індексів. Нарешті, ситуацією переривання може бути здійснення якоїсь події, при цьому є можливість шукати її здійснення в будь-якій точці програми. Ряд операторів мови виконується під час трансляції. Ці оператори перетворюють текст першої програми мовою програмування ПЛ-1 на роботу програму. Є можливість, зокрема, робити вставки, виправляти текст першої програми (наприклад, внаслідуючи її), змінювати програму, щоб одержати ефективнішу роботу програму тощо. Особливості мови ПЛ-1 дають змогу підвищити ефективність роботи *трансляторів* і виготовлюваних ними робочих про-

грам і раціональніше використовувати наявне устаткування ЕОМ.

Літ. універсальний мови програмування PL-1. Пер. с англ. М., 1968. Дієрмейєр К. Програмування на IBM/360. Пер. с англ. М., 1971. Ісхакіоглу, с. 832.

Л. П. Бабенко.

ПЛАВЮЧА КОМА — див. *Арифметика з плаваючою комою*.

ПЛАН-ГРАФІК — див. *Календарне планування*.

ПЛАТІЖНА МАТРИЦЯ — те саме, що й *виразна матриця*.

ПЛАТІЖНА ФУНКЦІЯ — те саме, що й *виразна функція*.

ПЛІВКА МАГНІТНА — нанесений на міцний немagnetний підклад (основу) шар феромагнітної речовини, який служить для запам'ятовування інформації, здійснюваного шляхом перемагнічування ділянок шару. П. м. виготовляють двома основними способами: напилюванням у вакуумі та електролітичним осаджуванням. Набули поширення два види плівок — плоскі (з розімкненою магн. системою) та циліндричні (з замкненою магн. системою). П. м. широко застосовують для виготовлення швидкодіючих елементів ЕОМ, зокрема, для створення швидкодіючих *векторно-матричних пристроїв* (ЗП). Найпоширеніші — оперативні ЗП на тонких плоских і циліндричних плівках, *математи* та ін.

Товщина П. м. — у межах від одиниць до десятків часток мм. Плівку, товщина якої порядку 0,1 мм, наз. тонкою. Осн. її переваги — швидкодія (час перемагнічування плівки — від одиниць до десятків нсек).

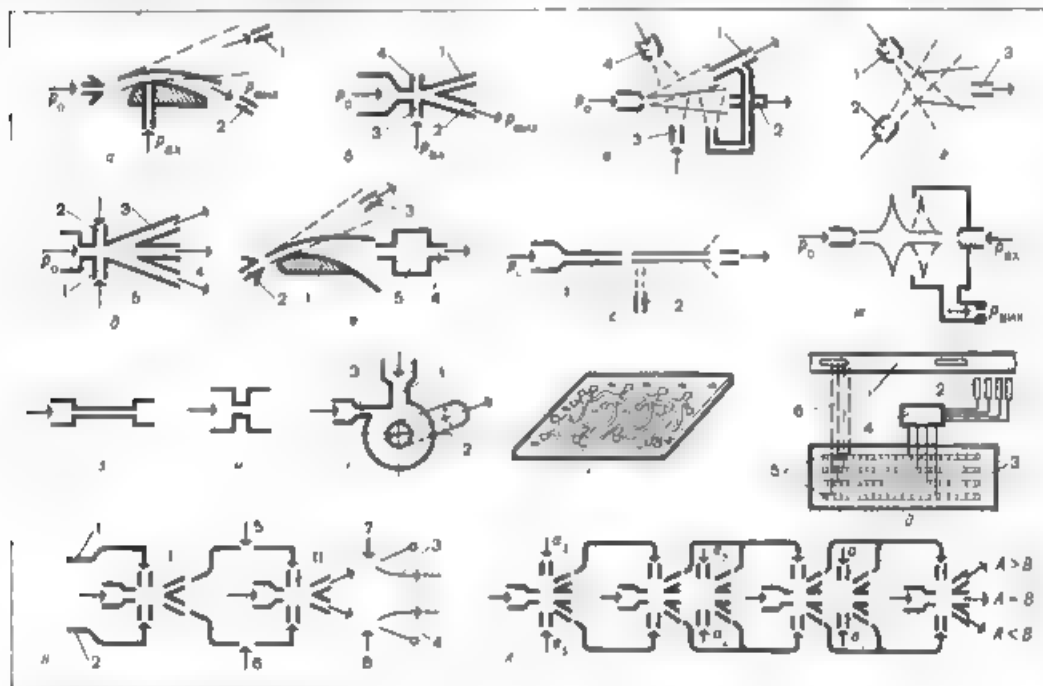
Р. Я. Черняк.

ПНЕВМОНІКА, струминна пневматика — напрям у створенні засобів автоматизації та обчислювальних пристроїв, характерною рисою якого є використання елементів із взаємодією потоків повітря. У цих елементах немає механічних рухомих частин. Вузли приладів — модулі й цілі прилади — виготовляють пресуванням. У струминних елементах П. використовують різні аеродинамічні процеси: відрив потоку від стінки, безпосередню взаємодію струменів та ін. У струминному реле (мал., а) при безперервному збільшенні тиску $P_{вх}$, при деякому його значенні, потік, що витікає з каналу живлення, до якого він підводиться з тиском P_0 , відривається від стінки; при цьому стрибком змінюються тиски й витрати на виході: зникає у каналі 2 й виникає у каналі 1. Ці самі функції виконує й струминний елемент, який має два канали керування (мал., б), якщо сигнали керування передаються тільки по одному з них і елемент має тільки один стійкий робочий стан. При відповідному наборі параметрів (відносин розміри, режимі течії) цей елемент має два стійкі стани: при створенні тиску в каналі 3 потік, що витікає з каналу живлення, прямує в канал 1 і приймає до верхньої його стінки, причому цей напрям течії аберігається й після зняття тиску в каналі 3; при створенні тиску в каналі 4 потік переключиться в канал 2 і приймає до його нижньої стінки, цей напрям течії

зберігається й після зняття тиску з каналі 4. Коли немає керуючих дієнь, ці обидва стани елемента зберігаються завдяки властивостям пристінкових течій. Працюючи таким способом, струминний елемент виконує функції комірки запам'ятовування сигналів. Ці самі функції виконує й елемент, у якому основний струмінь утримується у відхиленому положенні струменем, що витікає з каналу зворотного зв'язку (мал., а).

Струминні елементи виконують різні логіч. операції, такі, як кон'юнкція (мал., а, де

ж) та ін. Окрім струминних елементів, у пристрої П. застосовують і ламінарні (мал., а) й турбулентні (мал., ж) дроселі та пневматичні камери (ємності) з дроселями різних типів. Функції дроселів змінного опору виконують вихрові струминні елементи, в яких втрачає мех. енергію потіку, що йде з каналу 1 до вихідного каналу 2, залежать від ступеня закрученості потоку, що визначається подавним тиском в каналі керування 3 (мал., і). Прикладами вузлів цифрових систем П. є струминні комірки асуваючого ре-



Струминні елементи пневмоніки.

1 і 2 — вхідні канали, 3 — вихідний канал), рівнозначність (мал., б; тут 1 і 2 — вхідні канали, 4 — вихідний), нерівнозначність (мал., в; при об'єднанні вихідних каналів 3 і 4), імплікація (мал., д; при об'єднанні вихідних каналів 3 і 4) та ін. В аеродинамічному генераторі коливань (мал., е), що має профільну вставку 1 і камеру 5, за сталого тиску живлення в каналі 2 у вихідних каналах 4 і 3 тиск коливається з частотою, що залежить від об'єму камери 5, причому коливання тиску в каналі 4 — пилкоподібної форми, а в каналі 3 — прямокутні.

Для виконуваних зазначених операцій використовують і інші аеродинамічні ефекти: релейні характеристики одержують у струминному елементі при турбулізації струменя, що витікає з капілярного каналу 1, під дією струменя, що надходить з каналу керування 2 (мал., в); використовують ефект взаємодії аустричних коаксіальних струменів (мал.,

ж) та ін. Окрім струминних пристроїв порівнювання за модулем двох двійкових чисел

У струминній комірці асуваючого регістра (мал., к) є два елемента запам'ятовування сигналів — I та II. Коли немає тактових команд, на виходах елементів утримуються сигнали, що відповідають раніше поданим вхідним сигналам. По каналах 1 і 2 елемента I передаються сигнали від попередньої комірки асуваючого регістра. Вихідні канали 3 і 4 комірки є разом з тими вхідними каналами для наступної комірки регістра. По каналах 5, 6, 7 і 8 підводяться тиски, що відповідають тактовим командам. За наявності з них у дану комірку асуваючого регістра надходять сигнали з попередньої комірки, а сигнали, які раніше в ній утримувалися, передаються в наступну по ланцюгу дієнь комірки. У струминному пристрої порівнювання за модулем двох двійкових чисел (на мал., л, показано комірки порівнювання трьох розря-

дів числа) при рівності в обох порівнюваних числах цифр вищого розряду струмів, що витікає з каналу живлення, надходить у відповідному елементі в середній приймальний канал, що є перепускним (прохідним), і операція порівнювання далі виконується в наступному молодшому розряді. Цифрами старших розрядів порівнюваних чисел A і B є a_1 та b_1 . При $A=B$ струмі, що витікають з усіх каналів живлення струмивних елементів, крім крайнього праворуч, ідуть у перепускні канали, а струмі, який витікає з крайнього праворуч каналу живлення, прямує до центрального каналу пристрою. Виникнення тиску повітря в цьому каналі вказує на те, що $A=B$. Якщо ж $a_1 > b_1$ (тобто $a_1=1, b_1=0$) або $a_1 < b_1$, то переключенням струменя, який витікає з наступного каналу живлення, на один з похилих приймальних каналів відповідного струмивного елемента відмикається живлення системи порівнювання сигналів a_2 та b_2 . Потім виникає в системі порівнювання сигналів a_2 та b_2 , і на виходах ланцюга струмивних елементів у відповідному з крайніх праворуч похилому каналі створюється тиск, і це вказує відповідно на те, що $A > B$ або $A < B$.

На струмивних елементах і пневматичних камерах будуть і розв'язувальні підсистеми, лінійні й нелінійні перетворювачі, інтегратори та ін. обчислювальні пристрої не перервної дії.

Виготовлення приладів П. способом друкуванням схем ґрунтується на тому, що на пластинці з пластиною або з іншого матеріалу за допомогою штампу одержують заглублення, які утворюють осі, елементи й комуникації (мал. 7). Якщо перекрити таку пластинку плоскою кришкою, виходить готовий вузол приладу або цілий прилад. Прилади П. виготовляють і способом фотохім. травлення, при якому на пластинках із світлочутливого матеріалу в негатива роблять відбитки і під час проявлення протравлюють їх на задану глибину. Використовують і прецизійне литво та інші технологічні способи. Всі перелічені способи побудови елементів дають можливість підвищити надійність приладів і розроблених на їхній основі систем та спростити експлуатацію їх. Для елементів П. характерні малі затрати потужності, бо вони можуть працювати при дуже малих надлишкових тисках живлення (порядку 100—200 мм вод. ст.). Хоч швидкість виконання операцій в елементах П. (робоча частота порядку 10^3) і значно менша, ніж в електронних елементах, але вона на кілька порядків більша за ту, яку раніше вважали гранично досяжною для пристроїв пневматоматики. Вартість виготовлення приладів П. набагато менша, ніж приладів інших типів. Прилади П., як і інші пристрої пневматоматики, вогне- і вибухобезпечні, якщо їх виготовити з відповідних матеріалів, вони можуть працювати і при дуже високих температурах навколишнього середовища, при радіаційних діях на них та в ін. спец. умовах експлуатації, коли

прикладі інших типів виявляються непереносними.

Окрім раніше відомої широкої сфери застосування пневматоматики, П. використовують і там, де раніше вважалося можливим застосовувати лише електроніку, — наприклад, при побудові цифрових керуючих та інформаційних пристроїв. Елементи і прилади П. застосовують у машинобудуванні, енергетиці, авіації і ракетній техніці, при створенні нових типів мед. апаратів, при вимірюваннях різних фіз. величин та в моделюючих установках. Прикладом систем автомат. керування, що їх будують на елементах П., є система керування конвейером (мал. 8). Деталь рухається зі стрічкою конвейера 1. На виході 5 групи зсуваючих *registers* 3 подаються сигнали «0» і «1», що становлять укупі двійкове число, яким шифрується програма обробки деталей. За допомогою тактових команд, зв'язаних з рухом стрічки конвейера, це двійкове число зміщується, переходячи з одного вертикального ряду комірок групи зсуваючих *регистрів* у сусідній ряд. У разі збігу двійкового числа, яким зашифровано програму, з заданим для відповідної позиції конвейера двійковим числом, пристрій порівнювання 4 видає команду переставити закривачі органи 2. Програму можна коректувати з зов'язку з надходженням по каналах в сигнали від давачів вимірювальних пристроїв. Окрім самостійного застосування, струмивні елементи П. застосовують і в комбінованих пневматичних системах (використовують разом з мембранними елементами *універсальної системи елементів промислової пневматоматики*). Розробки пристроїв П. провадяться як в СРСР, так і за рубежом. Літ.: Новое в пневматике. М., 1969; Залманзон А. А. Теория элементов пневматики. М., 1969 (библиогр. с. 485—502); Залманзон А. А. Пневматика в модели. М., 1976; Пневматическая струйная техника. Пер. с польск. М., 1969.

Л. А. Залманзон.

ПОВЕДІНКА АВТОМАТІВ. В *автоматичній теорії* використовують різні поняття, що уточнюють інтуїтивне уявлення про поведінку та обчислювальні можливості автоматів. У цих поняттях, поряд з правилами функціонування *автомата*, відображено й деякі специфічні правила інтерпретації, що залежать від того, яким чином використовуватимуть автомат як об'єкт дослід.

Правила функціонування автомата \mathfrak{A} визначають його роботу в дискретні моменти часу $t = 1, 2, 3, \dots$; нехай $x(t)$, $q(t)$, $y(t)$ — відповідно вхідний символ, внутр. стан і вихідний символ у момент t . Саме через це автомат можна розглядати як динамічну систему, в якій поточна точка траєкторії має координати $\{x(t), q(t), y(t)\}$ (тут і нижче розглянуто заг. випадок; у більш часткових випадках — автомата без виходу, без входу тощо — фігурує лише частина цих координат). Якщо \mathfrak{A} — *автомат детермінований* або *автомат недетермінований*, то координати поточної точки мають задовольняти рекурентні співвідношення.

$q(t+1) = \Psi[q(t), x(t)]$, $y(t) = \Phi[q(t), x(t)]$, (1)
де Ψ — ϕ -ція переходів, Φ — ϕ -ція виходів (для недетермінованого автомата ці ϕ -ції не однозначні). А якщо автомат є ймовірнісним, то на множині всіх траскторій визначено ймовірнісну міру, що її індукують матриці перехідних і вихідних ймовірностей. У динаміч. системах зазначеного типу втілює всю інформацію про П. а., яка міститься в правилах його функціонування. Дальші уточнення концепції П. а. залежать уже від застосування правил інтерпретації, серед яких можна умовно виділити правила кодування й правила настроювання.

Правила кодування інтерпретують траскторію (скінченну чи нескінченну)

$$\{x(1), q(1), y(1)\}, \{x(2), q(2), y(2)\}, \dots \\ \dots \{x(t), q(t), y(t)\}. \quad (2)$$

Як обчисл. процес одного з трьох типів (нижче x , y можуть бути скінченними й нескінченними словами); перетворювальний процес, у якому відбувається перетворення якогось слова x на слово $y = Tx$; розпізнавальний процес, що в ньому для якогось слова x визначають, чи має воно ознаку, яку розпізнає автомат, інакше кажучи, чи приймає автомат слово x ; породжувальний процес, що в ньому будується якесь слово x . Відповідно до цього можна так класифікувати концепцію поведінки: реалізація оператора в автоматі — з автоматом асоціюється словарний оператор $y = Tx$; представлення (розпізнавання) множини — з автоматом асоціюється множина M , елементів якої він забуває, породження (перелічування) множини з автоматом асоціюється множина M , елементи якої він породжує. Друга ознака, за якою відрізняють одну від одної концепції поведінки: чи є аргумент і значення оператора T (елементи множини M) скінченними чи нескінченними словами. Відповідно говорять про скінченну чи нескінченну поведінку автоматів.

Правила кодування, що їх постулювано для якогось класу K автоматів, що не дають змоги однозначно зіставляти з кожним автоматом із K оператор, що його реалізує цей автомат (множину, яку він представляє). Такою однозначності досягають здебільшого, застосовуючи додаткові правила (правила настроювання), що фіксують певні початкові або граничні умови й параметри. Напр., деякі стани оголошують початковими, інші — заключними, а якщо автомат є ймовірнісним, то фіксують спец. числовий параметр $0 < \epsilon < 1$, що його за мистом інтерпретують як прийнятний рівень надійності, тощо. Тому, коли говорять про П. а., здебільшого мають на увазі поведінку об'єкта типу (автомат + настроювання), інакше кажучи, поведінку настроєного автомата. Два настроєні автомати вважають еквівалентними, якщо поведінка в них однакова, тобто якщо вони реалізують той самий оператор або представляють ту саму множину.

Поведінка детермінованих автоматів. Розглянемо спочатку деякі варіанти реалізації оператора в детермінованому автоматі $\mathfrak{A} = (Q, X, Y, \Phi)$ при фіксованому початковому стані $q_0 \in Q$ в автоматі ініціальному (\mathfrak{A}, q_0).

а) Реалізація в реальний час (скінченна поведінка). Оператор $T(\mathfrak{A}, q_0)$ визначають так. Нехай x — довільна скінченна послідовність вхідних символів $x = x(1) x(2) \dots x(r)$. Тоді рекурентні співвідношення (1), доповнені початковою умовою $q(1) = q_0$, однозначно визначають процес $\{x(1), q(1), y(1)\}, \{x(2), q(2), y(2)\}, \dots, \{x(r), q(r), y(r)\}$, а тим самим і слово $y = y(1) \dots y(r)$, яке й вважають за результат застосування оператора T до слова x . Виконання терміна «реалізація в реальний час» виправдане тим, що при такій інтерпретації автомат витрачає на те, щоб одержати результат, саме стільки часу, скільки потрібно, щоб «прочитати» вхідне слово x .

а') Реалізацію в реальний час (нескінченна поведінка) визначають цілком аналогічно. Оператор $T(\mathfrak{A}, q_0)$ перетворює кожне нескінченне слово $x = x(1) x(2) \dots x(t) \dots$ на те нескінченне слово $y = y(1) y(2) \dots y(t) \dots$, яке однозначно визначається рекурентними співвідношеннями (2) й початковою умовою $q(1) = q_0$.

б—б') Реалізація з розтягуванням s ($s = 1, 2, \dots$) — в обох варіантах скінченної та нескінченної поведінки — з узагальненням концепції а) — а'). У вхідному алфавіті X заділено спец. символ Λ («пустий символ»). Процес перероблення слова $x = x(1) x(2) \dots$ в алфавіті $X - \{\Lambda\}$ полягає ось у чому. Розглядають слова $x' = x(1) \Lambda \dots \Lambda x(2) \Lambda \dots$. Де за кожним бун-

дою слова x оставлено $s - 1$ символів Λ , і процес перероблення в реальний час (див. а) — а')) слова x' на якесь слово $y' = y(1) y(2) y(3) \dots$. Результатом застосування оператора до слова $x = x(1) x(2) \dots x(r)$ вважають слово $y = y(s) y(2s) \dots y(rs)$. При $s = 1$ реалізація з розтягуванням є в реалізацію за реальний час.

в) Реалізація оператора T з необмеженою часовою затримкою означає, що після того, як автомат сприйняв слово x , він продовжує працювати ще стільки часу, скільки потрібно, щоб одержати результат $y = Tx$, про початок і кінець зчитування готового результату автомат сигналізує за допомогою спец. символу V .

В попередніх визначеннях структури особливості автомата \mathfrak{A} повсім не бралися до уваги; такий підхід є характерним для абстрактної теорії автоматів, де Q, X, Y розглядають лише як певні абстрактні алфавіти, цілком абстрагуючись від природи їхніх елементів. При цьому виявля-

лося, що аргументи й значення оператора T є відповідно словами у вхідному й вихідному алфавіті автомата

г) Реалізація оператора T на однострічковій машині Тьюрінга \mathfrak{M} . З погляду абстрактної теорії автоматів \mathfrak{M} є автоматом без входу й без виходу, який має нескінченну множини станів Q ; відповідно скінченні процеси (траєкторії) в машині \mathfrak{M} мають вигляд

$$q(1), q(2), \dots, q(i), \dots, q(v) \quad (3)$$

Нехай $P = \{p_0, p_1, \dots, p_n\}$ — множина станів головки, а $S = \{s_0, s_1, \dots, s_m\}$ — алфавіт стрічки. Структурно кожний стан $q \in Q$ є конфігурацією, яка повністю характеризується трьома об'єктами: зависом на стрічці, станом головки й розглядуваною коміркою. Налаштування автомата \mathfrak{M} полягає ось у чому: фіксують стани головки p_i (початковий) і p_n (закінчений) і, відповідно, початковим (закінченим) станом машини \mathfrak{M} вважають усіляку конфігурацію, в якій стан головки є p_i (p_n), крім того, фіксують символ a_0 , що його вважають за «пустий» символ.

Говорять, що на стрічці записано якесь слово $x = s(1) \dots s(r)$ в алфавіті $S = \{s_i\}$, якщо в r комірок, що йдуть одна за одною зліва направо без пропусків, записано це слово, а в решті комірок — символ a_0 . Для слова x в алфавіті $S = \{s_i\}$ процес обчислювання слова $y = Tx$ (якщо тільки оператор T означено для цього значення аргументу) полягає ось у чому: За $q(1)$ беруть таку початкову конфігурацію, в якій на стрічці записано слово x , починаючи з комірки, що її оглядає головка. Процес (3) триває до першої появи закінченої конфігурації $q(v)$; якщо при цьому виявиться, що на стрічці записано якесь слово y в алфавіті $S = \{s_i\}$, то за визначенням $y = Tx$.

Кожну концепцію реалізації оператора, природно, можна модифікувати в концепцію представлення множини. Напр., представлення мов чи подій (тобто множин із скінченних слів) можна здійснити таким додатковим налаштуванням. Фіксуємо якусь множину букв Z і вважаємо, що автомат приймає слово x , тобто включає його в представлювану множину, якщо Tx закінчується буквою з Z . Поряд з цим широко застосовують і наведені нижче концепції представлення для детермінованого автомата без виходу $\mathfrak{M} = \langle Q, X, \Psi \rangle$.

д) Представлення мови M у реальний час. Налаштування: фіксують початковий стан q_0 і множину закінчених станів $Q' \subset Q$. Для кожного слова $x(1) \dots x(r)$ в алфавіті X рекурентне співвідношення $q(i+1) = \Psi[q(i), x(i)]$, доповнене початковою умовою $q(1) = q_0$, однозначно характеризує стан $q(r+1)$. Слово x вважають прийнятним, якщо $q(r+1) \in Q'$, і відхиляють у противному разі. Множина M , що її представляють за такого налаштування, складається з усіх прийнятих слів.

е) Представлення в реальний час множини M в скін

ченних слів. Налаштування: фіксують початковий стан q_0 й систему Z підмножин, множини Q . Кожному нескінченному слову $x = x(1)x(2) \dots$ в алфавіті X відповідає один процес $\{x(1), q(1)\}, \{x(2), q(2)\}, \dots, \{x(i), q(i)\}$, де $q(i) = q_0$. Нехай H — множина всіх тих станів, кожний з яких трапляється у цьому процесі незліченну кількість разів; тоді автомат приймає слово x , якщо $H \in Z$, і відхиляє в противному разі.

Поведінка ймовірнісних і недетермінованих автоматів. Для поведінки детермінованих автоматів характерним є те, що кожному слову x відповідає не більше як один процес, у якому його обробляють (перетворення, приймання чи відхилення). Якщо автомати ймовірнісні чи недетерміновані, то таких процесів може бути багато, до того ж з різними результатами; тому потрібні додаткові правила інтерпретації. Для ймовірнісних автоматів додаткове налаштування полягає у фіксації параметра $0 < \epsilon < 1$. Вважають, що $Tx = y$, якщо з ймовірністю, більшою як ϵ , у процесі обробки слова x буде виконано результат y (це визначення коректне для

$\epsilon > \frac{1}{2}$, бо інакше могло б існувати кілька y , які задовольняли б цю умову). Це дає змогу перепити на ймовірнісних автоматах концепції типу а) — г). Аналогічно адаптують концепції представлення д) — е); саме слово x вважають прийнятим, якщо з ймовірністю, більшою як ϵ , для відповідного процесу виконано умову $q(r+1) \in Q' (H \in Z)$. Для недетермінованих автоматів розглянуто аналогічні концепції д) і е). Слово x вважають прийнятим, якщо хоча б для одного з допустимих процесів його обробки виконано умови

$$q(r+1) \in Q' (H \in Z)$$

Параметри, спектри, власні оператори. Щоб досліджувати П. а., зручно спочатку визначити деякі спец. класи операторів і множин (оператори без передбачення, константи, істиннісні, обмежено-детерміновані та ін.), а також параметри й спектри поведінки. Кількість станів автомата (можливо, нескінченна) є найважливішим параметром, що характеризує обсяг його пам'яті; з ним пов'язані інші параметри (ступінь розрізнюваності, ступінь досяжності, діаметр автомата тощо). Докладнішої характеристики пам'яті та її доступності в процесі обчислювання досягають за допомогою спектрів, тобто послідовностей числових параметрів. Визначимо, напр., спектр розрізнюваності $E_{\mathfrak{M}}(k)$ детермінованого автомата $\mathfrak{M} = \langle Q, X, \Psi, \Phi \rangle$. Стани q_1, q_2 автомата \mathfrak{M} на k -розрізнювані, якщо існує слово завдовжки k , яке ініціальному автомату $\langle \mathfrak{M}, q_1 \rangle$ і $\langle \mathfrak{M}, q_2 \rangle$ за реальний час перетворюють на різні слова. Спектр $E_{\mathfrak{M}}(k)$ дорівнює макс. числу попарно k -розрізнюваних станів автомата $\mathfrak{M} (k = 1, 2, 3, \dots)$. Аналогічний спектр вводять і для операторів без передбачення.

Дослідження поведінки автоматів зосереджено в таких напрямках.

I. Нехай зафіксовано клас K автоматів і концепцію поведінки Π . Треба якомога точніше окреслити відповідний клас (K, Π) реалізовуваних операторів (представник множини). Здебільшого цього досягають, виявляючи певні внутр. властивості цих операторів (множин) або замкненість класів (K, Π) відносно певних операцій. Характерні результати: 1) оператор, який реалізують в розумінні а) на автоматі скінченному, перетворює всяке періодичне слово $x(1)x(2)\dots$ на періодичне слово $y(1)y(2)\dots$; 2) оператори, що реалізуються на Тьюрінгових машинах, ефективні (рекурсивні); 3) будь-який оператор, що реалізується за реальний час, є оператором без передбачення; 4) клас множин, представник у розумінні д) або е) на скінченних автоматах, замкнений щодо теоретико-множинних операцій суми, перетину, доповнення та щодо ряду операцій, визначуваних у термінах конкатенації (зчленування слів), при цьому для варіанта е) це твердження досить нетривіальне. Зазначимо, що й проблему аналізу автомата також можна віднести до цього напрямку. В цьому разі клас K складається з одного автомата, що його поведінку і аналізуємо.

II. Дослідження обчисл. засобів, придатних для розв'язування задач заданого типу. Задано якийсь клас операторів (множин) і потрібно в'ясувати, автоматами якого типу й при якій концепції їх можна реалізувати (представити). Деякі результати: 1) щоб реалізувати всі ефективні (рекурсивні) оператори, досить застосувати машину Тьюрінга з трьома станами головки чи машину Тьюрінга з деякими жорсткими обмеженнями на допустимі заміни символів на стрічці; 2) щоб реалізувати оператор без передбачення T за реальний час, треба, щоб спектр розрізняючості автомата був не менший за спектр цього оператора. Зокрема, оператор, що його спектр зростає (за порядком) як функції c^k ($k = 1, 2, 3, \dots$), не можна реалізувати в жодній машині Тьюрінга чи автоматі Неймана з входом і виходом. Проблему *с и т д* у в т о м а т а також можна віднести до цього напрямку.

III. Порівнювання обчисл. сил автоматів різних типів зводиться до порівнювання відповідних класів реалізовуваних операторів (представник множин). Це дає змогу в'ясувати в ряді випадків, які фактори мають істотне значення для розширення обчисл. можливості автоматів, а які — не мають. Деякі результати: 1) в класі скінчених автоматів порівняємо поведінку детермінованих, недетермінованих та ймовірнісних автоматів у розумінні концепції д) — е). Оскільки детермінований автомат можна розглядати як окремий випадок недетермінованого та ймовірнісного автомата, то, априорі, відмова від детермінованості може привести до розширення класу представник множин. Вияв-

ляється, що й насправді існують множини, представлені в ймовірнісних автоматах, але не представлені в детермінованих автоматах. Але будь-яка множина, представлена в недетермінованому автоматі, представлена в детермінованому автоматі. Більше того, існує алгоритм (детермінізація), який за недетермінованим автоматом будуватиме еквівалентний йому детермінований автомат; 2) у зв'язку з попереднім пунктом цікаво в'ясувати умови, за яких застосування механізму випадкового вибору все ж не розширює можливостей автомата (порівняно зі спорідненим типом детермінованого автомата). Такі критерії знайдено для скінчених автоматів. Розглянемо ще ймовірнісну машину Тьюрінга \mathcal{M} , що в ній головка функціонує як ймовірнісний скінченний автомат. Якщо переходи ймовірності для головки є ефективними (рекурсивними) дійсними числами, то оператор, який реалізує машина \mathcal{M} , ефективний, а, отже, його можна реалізувати й на звичайній детермінованій машині Тьюрінга; 3) в деяких ситуаціях цікаво розглядати для даного фіксованого автомата \mathcal{M}_0 серію T різних, але за змістом однотипних концепцій поведінки, наприклад, реалізацію операторів з розтагуваннями α при різних α і при різних фіксаціях початкового стану. Нехай для кожного автомата \mathcal{M} в певного класу K і при фіксованій концепції поведінки для цього класу можна підібрати таку концепцію поведінки α , при якій \mathcal{M}_0 еквівалентний \mathcal{M} . У цьому розумінні \mathcal{M}_0 є універсальним автоматом у класі K . Встановлення критерію універсальності становить великий теор. інтерес. Уже порівняно давно відомо, що в класі автоматів Тьюрінга існують універсальні автомати. Це вірно для автоматів Неймана та для класу узятельних автоматів простоточих.

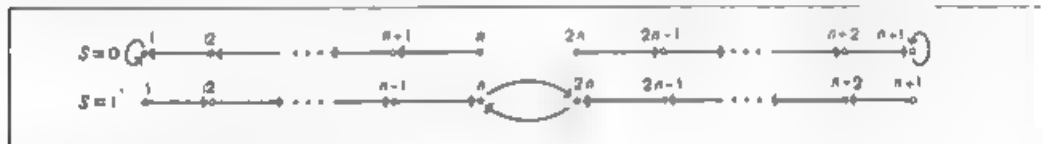
Літ. Г л а з у ш к о в В. М. Синтез цифрових автоматів. М., 1962 (Бібліогр. с. 464—469). Трахтенброт В. А. Лараліни Я. М. Конечные автоматы (Поведение и синтез). М., 1970 (Бібліогр. с. 389—395). В у х а р а е в Р. Г. Вероятностные автоматы. Казань, 1970. Автоматы. Пер. с англ. М., 1958. В. А. Трахтенброт.

ПОВЕДІНКА АВТОМАТІВ У ВИПАДКОВИХ СЕРЕДОВИЩАХ. Дослідження поведінки скінчених і стохастичних автоматів у випадкових середовищах як самостійний розділ теоретичної кібернетики набуло широкого розвитку лише на початку 60-х рр. 20 ст., починаючи з праць рад. математика М. Л. Цетлина (1924—66). Він запровадив осн. поняття, сформулював і розв'язав ряд задач для випадку стаціонарних і складених (що складаються із стаціонарних) середовищ в умовах дискретного часу. Як ілюстрацію було запропоновано автомат з лінійною тактикою, що має за певних умов асимптотично оптим. поведінку в стаціонарному середовищі і оптим. зміність пам'яті в складеному. Згодом інші дослідники запропонували конструкції асимптотично оптим. автоматів і вивчали різні властивості їх. У початковий період розвитку цього напрямку в'явилися праці, присвячені дослідженню поведінки у

випадкових середовищах автоматів зі змінною структурою і навчанням автоматів. 6 праць і для випадку неперервного часу. Значну кількість результатів забезпечив підхід, що використовує апарат теорії відношення і теорії напівамарковських випадкових процесів. Було досліджено автомати з випадковим часом реакції. Застосування нових теоретико-імовірнісних результатів виявилось плідним і для випадку складених середовищ. У переважній більшості праць розглянуто двохковдові автомати. В результаті дослідження оптим. поведінки в стаціонарних випадкових

му випадковому середовищі описується скінченим однорідним Марковським ланцюгом. Природно припустити у цього ланцюга наявність граничних імовірностей станів: r_1, r_2, \dots, r_m . Для обчислення математичного сподівання штрафу автомата A в середовищі C використовують таку ф-лу: $M(A, C) = \sum_{i=1}^n r_i \cdot p_{\alpha_i}$, де α_i є таким, що $F(\varphi_i) = 1/\alpha_i$.

Кажуть, що стохастичний автомат має доцільну поведінку у випадковому середовищі,



Графи станів автомата $L_{2n,2}$

середовищах і автоматів з багатьма входами. Особливо інтенсивно досліджують колективи П. а. у в. с.

Стохастичний автомат A визначають як систему, що має скінченне число входів $a_1, a_2, a_3, \dots, a_r$ і скінченне число внутр. станів $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$. Число n вважають ємністю (обсягом) пам'яті автомата. Для кожного значення входної змінної a задано свою матрицю переходів станів автомата $A(a) = \|a_{ij}\|$. Слід зауважити, що автомат з лінійною тактикою і його узагальнення на випадок K дій $- L_{n,K,A}$ має асимптотично оптим. поведінку лише в тих се-

редовищах, де $p_{\min} < \frac{1}{2}$, тобто є змога оорнати невід'ємний середній вигреш принаймні за одну якусь дію. Було запропоновано й досліджувати ще й стохастичні автомати, що не мають дій еластичності. Крім того, A має вхідну змінну, яка може набувати m значень f_1, f_2, \dots, f_m ($m \leq n$), однозначно визначуваних станом. Позначивши $\varphi(t), s(t)$ і $f(t)$ відповідно стан автомата, значення його вхідної та вихідної змінних у момент t ($t = 0, 1, 2, 3, \dots$), можна повністю визначити функціонування стохастичного автомата співвідношеннями: $\varphi(t) = \Phi(\varphi(t-1), s(t)), f(t) = F(\varphi(t))$. Вважають, що вхідна змінна s може набувати лише двох значень: $s = 0$ і $s = 1$, які розглядають відповідно як нештраф і штраф. Під функціонуванням A у випадковому середовищі $C = C(p_1, p_2, \dots, p_m)$ розуміють таке, якщо в момент t автомат перебуває в стані φ_t , якому відповідає зія $1/\alpha_t$, то в момент $t+1$ на вхід автомата надійде штраф ($s=1$) з імовірністю p_α і нештраф ($s=0$) з імовірністю $\alpha_\alpha = 1 - p_\alpha$. Середовище наз. стаціонарним, якщо його імовірнісні характеристики p_1, \dots, p_m не змінюються в часі.

Незавжди показати, що функціонування стохастичного автомата в стаціонарному

якщо $M(A, C) < \frac{p_1 + p_2 + \dots + p_m}{m}$.

Автомат A наз. асимптотично оптимальним у середовищі C , якщо $\lim_{n \rightarrow \infty} M(A, C) = \min(p_1, p_2, \dots, p_m)$. Задача оптимізації поведінки автомата A у випадковому середовищі C полягає в такому варіюванні змінних параметрів автомата, за якими мінімізується величина $M(A, C)$. Як приклад доцільного й асимптотично оптимального (при $p_{\min} < \frac{1}{2}$) автомата розглянемо скінченний авто-

мат $L_{2n,2}$, що його наз. автоматом з лінійною тактикою. Цей автомат має $2n$ станів і може виконувати дві дії, причому

$$F(\varphi_1) = F(\varphi_2) = \dots = F(\varphi_n) = f_1,$$

$$F(\varphi_{n+1}) = F(\varphi_{n+2}) = \dots = F(\varphi_{2n}) = f_2.$$

Графи станів автомата $L_{2n,2}$ наведено на мал. Тут величини $a_{ij}(s)$ означають імовірність переходу автомата із стану φ_i у стан φ_j від дії вхідного сигналу s . В окремому випадку, якщо в стохастичних матрицях $A(s)$ в кожному рядку є одини одиниця, а решта елементів рядка — нулі, відповідний автомат A наз. детермінованим скінченим автоматом.

Як важливу характеристику поведінки автомата можна розглядати функцію штрафів $s(T)$, що визначає середній штраф, сплачуваний автоматом за час T . Розглядаючи поведінку в стаціонарних середовищах автоматів складених конетрукцій, ніж $L_{2n,2}$ часто досліджують швидкість збіжності величини $M(A, C)$ до її мінімуму.

Досліджуючи П. а. у в. с., неперервність у часі можна розглядати по різному. Назвемо автоматом з випадковим часом реакції такий стохастичний автомат, для якого час перебування в стані φ_i є певною додатною випадковою величиною ξ_i з довільною ф-цією

розподілу $p_i(t)$. Функціонування такого автомата у випадковому середовищі описується певним напімарковським процесом. Можна розглядати автомата, в яких час реакції залежить тільки від вхідного сигналу або від попереднього стану тощо. Використовуючи наявність у напімарковських процесів стаціонарного розподілу і застосовуючи метод стохастичних рівнянь, можна успішно розв'язувати задачі про середній штраф, виплачуваний за час t , про час перебування автомата в якійсь підмножині його станів та інші. Наявність у таких автоматів нових параметрів $a_i = M\zeta_i$ — середніх часів реакції — відкриває нові можливості для розв'язування задач оптимізації.

Окремо розглянемо задачу про поведінку стохастичного автомата у складених випадкових середовищах за дискретного часу. Складеним наз. середовище $K = K(C_1, C_2, \dots, C_n; A)$, що складається з кількох стаціонарних випадкових середовищ C_1, C_2, \dots, C_n , перемикання яких здійснюється ланцюгом Маркова Δ в n станах. В найпростішому випадку $K = K(C_1, C_2; \delta)$, а $\Delta = \begin{pmatrix} 1-\delta & \delta \\ \delta & 1-\delta \end{pmatrix}$, де

$\delta < \frac{1}{2}$. Автомат A функціонує в найпростішому складеному середовищі K , якщо кожного дискретного моменту часу він функціонує в середовищі C_1 або C_2 (в тому розумінні, як сказано вище). При цьому, якщо в момент t автомат перебуває в середовищі C_α ($\alpha = 1, 2$), то в момент $t+1$ він буде в імовірність $1-\delta$ функціонувати в тому самому середовищі й в імовірність δ — в іншому.

В цьому разі $M(A, K) = \sum_{i=1}^n (r_i^{(1)} \times r_{\alpha_i}^{(1)} + r_i^{(2)} \cdot r_{\alpha_i}^{(2)})$. Тут $r_i^{(1)}$ — граничні імовірності марковського ланцюга, що описує поведінку автомата в стаціонарному середовищі C_1 , а $r_{\alpha_i}^{(1)}$ — імовірнісні параметри середовища C_1 . Аналогічно $r_i^{(2)}$ і $r_{\alpha_i}^{(2)}$ для середовища C_2 . У найпростішому випадку (середовища C_1 і C_2 симетричні) для автомата $L_{2,2}$ доведено, що величина $M(L_{2,2}, K)$ досягає свого мінімуму за певного фіксованого значення δ , тобто існує якесь оптимальне значення швидкості пам'яті автомата з лінійною тактикою в процесі його функціонування у найпростішому складеному випадковому середовищі.

Лит. Цеткин М. Л. Исследования по теории автоматов и моделированию биологических систем. М., 1969 [Гибл. отр. с. 306—316]. В. Я. Василь.

ПОВІДОМЛЕННЯ У ТЕОРІЇ ПЕРЕДАВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ — будь-яке випадкова величина ξ_n , задана в момент часу t_n , де $n = 1, 2, \dots$. Див. Інформації передавання.

ПОВІДОМЛЕНЬ ТЕОРІЯ — застаріла назва інформації теорії.

ПОВНОЇ ІМОВІРНОСТІ ФОРМУЛА — формула $P(A) = \sum_i P(B_i) P(A/B_i)$, де P —

символ імовірності події, $P(A/B_i)$ — умовна ймовірність події A за умови, що відбулася подія B_i . П. і. ф. справджується за припущення, що B_i — несумісні події, причому, якщо відбулася подія A , то обов'язково відбудеться й одна з подій B_i .

П. і. ф. звичайно використовують для обчислення ймовірності події, яка може відбутися лише тоді, коли здійсняться одна з несумісних гіпотез. Ймовірності гіпотез та ймовірності події за можливої з гіпотез вважають відомими.

ПОВНОТА ФОРМАЛЬНОЇ ТЕОРІЇ — властивість теорії, яка полягає в тому, що в ній можна висловити всі формули, «вірні» в певному розумінні. Формальну теорію T наз. повною відносно непустого класу M моделей цієї теорії, якщо будь-яка формула теорії T , істинна в кожній моделі класу M , є відповідною в T . Це поняття йна форма повноти. Повноту відносно класу всіх моделей цієї теорії іноді наз. семантичною.

Формальну теорію T наз. повною в негативному розумінні, якщо після приєднання до аксіом теорії будь-якої невірної формули теорія перестав бути несуперечливою (див. Несуперечливість системи аксіом). Таку форму повноти наз. негативною. Нехай серед символів теорії T символ заперечення. Нехай \bar{T} — розв'язана підмножина множини правильно побудованих формул теорії T , така, що якщо якась формула належить \bar{T} , то й її заперечення належить \bar{T} . Формальну теорію T наз. повною відносно \bar{T} , якщо \bar{T} міститься в об'єднанні множини всіх вивідних формул теорії T і множини всіх формул, заперечення яких є вивідними. Якщо формальна теорія не містить вільних предикатних змінних і як \bar{T} взято множини усіх замкнених формул, то теорію, повну відносно такого \bar{T} , наз. просто повною. Несуперечлива і повна в негативному розумінні теорія є й просто повною. Просто повна несуперечлива теорія є повною відносно будь-якого класу M моделей. Будь-яка несуперечлива теорія, основана на численні предикатів суцільно, повна відносно класу усіх її моделей. Але вона може виявитися неповною відносно інших класів моделей, просто неповною або неповною в негативному розумінні. Якщо несуперечлива теорія є просто неповною, то вона є неповною відносно якогось класу M моделей (можливо, такого, який складається тільки з однієї моделі). Несуперечлива просто повна теорія, множини нелогічних аксіом якої перелічна, є розв'язною.

ПРИКЛАД 1. Класичне числення висловлювань — повне відносно об'єднання множини усіх тотожних істинних і множини усіх тотожних хибних формул, повне в негативному розумінні й повне відносно будь-якого класу моделей.

2. Класичне вузьке числення предикатів повне відносно класу всіх його моделей (теорема Геделя про повноту), але є неповним в негативному розумінні і просто неможливим.

3. Класична арифметика формальна, якщо вважати її несуперечливою, повна відносно класу усіх її моделей (оскільки вона заснована на вузькому численні предикатів), але є неповною відносно ширшої моделі — натурального ряду зі звичайними арифм. операціями й рівністю, просто неможливою і, тим більше, неповною в негативному розумінні (див. Геделя теорему про неповноту).

Лит. Успенский В. А. Теорема Геделя и теория алгоритмов. Доклады АН СССР, 1953, т. 81, № 4. Тарский А. Введение в логику и методологию дедуктивных наук. Пер. с англ. М., 1948. Нельсон Г. The completeness of the first-order functional calculus. The Journal of symbolic logic, 1949, v. 14, № 3. И. П. Вершник.

ПОВНОТИ ПРОБЛЕМА в теорії автоматів — проблема знаходження критеріїв повноти для множин автоматів. При дослідженні П. п. для задавання автоматів здебільшого використовують мову сіток логіки. Множину автоматів \mathfrak{A} називають повною для даного класу автоматів \mathfrak{B} і даного набору операцій над автоматами, якщо будь-який автомат з \mathfrak{B} можна одержати в автоматів множини \mathfrak{A} за допомогою зазначених операцій. Якщо кажуть про повну множину, не вказуючи класу автоматів і операцій, то здебільшого мають на увазі, що множина \mathfrak{A} складається з скінченних автоматів і що будь-який автомат скінченний можна одержати в автоматів множини \mathfrak{A} за допомогою операцій суперпозиції і зворотного зв'язку. Систему зазначених автоматів і операцій позначимо через P . Вивчено різні системи автоматів і операцій. Сюди належать *автомати без пам'яті* з операціями суперпозиції, автомати, що реалізують фізичні алгебри логіки з часовим зсувом (фізичні затримки), з операціями синхронної суперпозиції, система P тощо. П. п. для автоматів без пам'яті є, по суті, П. п. для фізичних алгебр логіки, її вивчено порівняно добре. Значно просунулося вперед і вивчення аналогічної П. п. для фізичних затримок. Із знайдених критеріїв повноти впливає існування алгоритму, який встановлює для будь-якої скінченної системи автоматів її повноту чи неповноту. Критерії повноти дають здебільшого в термінах передпознаних класів. Цей підхід з успіхом застосовують в ряді задач про повноту. Принципово його можна використовувати й при розгляді системи P , бо множина автоматів є повною тоді і тільки тоді, коли вона не є підмножиною для жодного передпознаного класу в P . Але родина передпознаних класів у P континуальна, що виключає одержання ефективних критеріїв повноти в зазначених термінах.

У зв'язку з пошуками ефективних критеріїв повноти постає задача про відшукування алгоритму, що встановлює повноту чи неповноту будь-якої скінченної системи автоматів. Цю проблему можна узагальнити: для даного автомата A і скінченної множини автоматів

\mathfrak{B} треба визначити, чи можна одержати A з автоматів множини \mathfrak{B} за допомогою заданого набору операцій. Отже, приходять до визначення предиката $P(X, Y)$ — автомат X реалізується множиною Y . Встановлюють, що проблема розпізнавання «реалізованості» в алгоритмічно нерозв'язна при будь-якому фіксованому A , тобто одномісний предикат $P(A, Y)$ має нерекурсивну множину істинності. З другого боку, при деяких значеннях \mathfrak{B} параметра Y предикат $P(X, Y)$ має як рекурсивні, так і нерекурсивні множини істинності. У зв'язку з тим, що П. п. для автоматів алгоритмічно нерозв'язна, виникає задача про відшукування класів множин, для яких ця проблема має ефективний розв'язок. Зокрема, існує алгоритм для розпізнавання повноти систем, що складаються лише з *Мура автоматів* і всіх автоматів без пам'яті.

З П. п. пов'язана задача знаходження конкретних позних множин автоматів із заданими властивостями. Встановлюють, що для будь-якого натурального n існує повна система автоматів, жодна власна підсистема якої не є повною, і таких систем при заданому n нескінченно багато. Існує і певною розумінні найпростіший автомат з двома станами, двома входними та одним вихідним каналами, який утворює повну систему. П. п. розглядають і для різних узагальнень системи P . Ці узагальнення одержують заміною класу скінчених автоматів і заміною операцій, що виконуються над ними. Дальші узагальнення пов'язані з введенням різних відношень еквівалентності на множині автоматів.

Лит. Яблонский С. В. Функциональные построения в n -значной логике. Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР, 1958, т. 31; Лотический А. А. Условия полноты в классе автоматов Мура В. ки. Теория автоматов, в. 2 К., 1963. Кратко М. И. О густотности не рекурсивных базисов конечных автоматов. Алгебра и логика, 1964, т. 3, № 2. Кудряков В. Е. О мощностях множеств предположенных множеств некоторых функций n -значных систем связанных с автоматами. Проблемы кибернетики, 1965, в. 13.

М. І. Кратко, В. В. Нудряков.

ПОГЛИНАННЯ ЗАКОН — положення,гідно з яким в алгебрі логіки формула вигляду $(\mathfrak{A} \& \mathfrak{B}) \vee \mathfrak{C}$ є еквівалентною формулі \mathfrak{C} . У цьому разі кажуть, що \mathfrak{A} та \mathfrak{B} поглинає \mathfrak{C} .

ПОДІБНОСТІ ТЕОРЕМИ — див. *Подібності теорія*.

ПОДІБНОСТІ ТЕОРІЯ — 1) наукова основа моделювання як методу наукового пізнання та дослідження різних об'єктів; 2) наукова база аналогової обчислювальної техніки. Основним у П. т. є поняття аналогії — схожості об'єктів за деякими ознаками. Подібні об'єкти наз. *аналогами*. Об'єкти можуть виявлятися аналогами і за якісними, і за кількісними ознаками. Найважливішим видом кількісної аналогії є математична — подібність за кількісними ознаками, що мають матем. вираження у вигляді кількох рівнянь. Матем. аналоги — об'єкти, які можна описа-

ти схожими рівняннями й ф-ціями. Функції та взаємні змінні наз. схожими, якщо в безрозмірній формі вони співпадають. Величини, числове значення яких залежить від прийнятих масштабів, тобто від системи одиниць вимірювання, наз. розмірними, або іменованими, величинами. Перехід від розмірної фіз. величини до безрозмірної здійснюється діленням на її характерне значення в даному процесі.

Два об'єкти подібні, якщо, по-перше, подібні їхні матем. описи у формі рівнянь виду

$$F(z, x_1, a_j, t_s, D_s) = 0; \quad i = 1, 2, \dots; \\ i = 1, 2, \dots; \quad s = 1, 2, \dots, \quad (1)$$

де $D_s = \frac{d}{dt_s}$, і, по-друге, розмірні схожі змінні (x_1 та x_2 ; x_{11} та x_{21} ; t_{11} та t_{21}) з них зв'язані постійними коэф. пропорційності — константами подібності

$$C_1 = \frac{z_1}{z_2}, \quad C_{x_1} = \frac{x_{11}}{x_{21}}, \quad C_{t_1} = \frac{t_{11}}{t_{21}} = \frac{D_{21}}{D_{11}} \quad (2)$$

Незмінну пропорційність (в т. ч. й за граничних умов) (ноді підкреслюють позначенням $C = \text{idem}$ (idem — незмінно)). За умов (2) відповідні схожі рівняння, функції та змінні наз. подібними. Завдяки константам (2) результати, одержані для одного об'єкта, можна трансформувати у відповідні результати для подібного об'єкта. Необхідна умова подібності — сумісність рівнянь (1) та констант. Константи подібності (2) зв'язані між собою певними рівняннями констант. Для виведення їх схожі рівняння (1) зводять до безрозмірної форми

$$\Phi(z, x_1, a_j, t_s, D_s) \pm 1 = 0 \quad (3)$$

і добутки степенів z, x_1, a_j, t_s, D_s об'єднують у безрозмірні степеневі комплекси вигляду

$$\pi_r = a_j^{\alpha_j} x_1^{\beta_j} t_s^{\gamma_j} D_s^{\delta_j} \quad (4)$$

що їх наз. критеріями подібності. Внаслідок цього безрозмірні ф-ції Φ стають представленими безрозмірними критеріальними ф-ціями $\varphi(\pi_r) = \Phi(z, x_1, a_j, t_s, D_s)$, а безрозмірна форма рівняння (3) — критеріальним рівнянням

$$\varphi(\pi_r) \pm 1 = 0. \quad (5)$$

У випадку подібності схожі критерії дорівнюють один одному

$$\pi_{1r} = \pi_{2r} \quad (6)$$

це записують символічно у вигляді $\pi_r = \text{idem}$. Рівняння констант подібності мають вигляд

$$\frac{\pi_{1r}}{\pi_{2r}} = \frac{a_{1j}}{a_{2j}} C_{t_s}^{\alpha_j} C_{x_1}^{\beta_j} C_{t_s}^{\gamma_j} C_{D_s}^{\delta_j} = 1. \quad (7)$$

Треба, щоб рівняння системи (7) були сумісні й незалежні. Якщо вони не сумісні — подібність неможлива на при яких значеннях констант. Залежні рівняння треба з системи (7) виключити. Число незалежних рівнянь дорівнює числу m незалежних критеріїв подібності π_r , що його визначає основна в П. т. π -теорема. Залежність, яка зв'язує $\pi = k + m$ змінних та постійних розмірних величин, а-поміж яких k величин мають незалежні розмірності, можна перетворити на залежність між $m = \pi - k$ незалежними безрозмірними степеневими комплексами π величин.

П р и к л а д. Якщо об'єкти можна описати рівняннями

$$D_{11}z_1 + a_{11}z_1 - a_{12}x_1 = 0; \quad D_{21}z_1 + a_{21}z_1 - a_{22}x_2 = 0.$$

де $D_1 = \frac{d}{dt_1}$, $D_2 = \frac{d}{dt_2}$, то, звівши їх до безрозмірної форми, найр., вигляду

$$\frac{D_{11}z_1}{a_{11}x_1} + \frac{a_{11}z_1}{a_{11}x_1} - 1 = 0; \quad \frac{D_{21}z_1}{a_{21}x_2} + \frac{a_{21}z_1}{a_{21}x_2} - 1 = 0.$$

одержимо критеріальні рівняння

$$\pi_{11} + \pi_{12} - 1 = 0, \quad \pi_{21} + \pi_{22} - 1 = 0,$$

при цьому

$$\pi_{11} = \frac{D_{11}z_1}{t_{11}a_{11}x_1}, \quad \pi_{12} = \frac{a_{11}z_1}{a_{11}x_1}, \\ \pi_{21} = \frac{D_{21}z_1}{t_{21}a_{21}x_2}, \quad \pi_{22} = \frac{a_{21}z_1}{a_{21}x_2}$$

та рівняння констант

$$\frac{\pi_{11}}{\pi_{21}} = \frac{a_{21}C_1}{a_{11}C_2C_{x_1}} = 1, \quad \frac{\pi_{12}}{\pi_{22}} = \frac{a_{11}a_{21}C_2}{a_{21}a_{11}C_x} = 1$$

де

$$C_z = \frac{z_1}{z_2}, \quad C_x = \frac{x_1}{x_2}, \quad C_t = \frac{t_1}{t_2} = \frac{D_2}{D_1}. \quad (8)$$

Одну з констант можна взяти довільно, інші інші однозначно визначають з рівнянь (8).

Окремими випадками матем. подібності є геометрична (подібність геом. образів) та часова (подібність функцій часу, при якій часова константа показує, в якому відношенні перебувають такі параметри функцій, як період, часова затримка тощо), фізична (подібність при наявності фіз. аналогії; при цьому всі константи подібності — безрозмірні величини). У випадку фіз. подібності критерії подібності можна одержати без матем. опису об'єктів, на основі аналізу розмірностей та π -теорем. П. т. є також основою *модельовання фізичного*, яке широко застосовують у буд. механіці, атакобудуванні, при побудові моделей прямої аналогії тощо. Дяк. А. А. Бабичев В. М. [та ін.]. Теорія подібності й розмірностей. Моделювання. М., 1988 [бібліогр. с. 199, 204]. Вєнїков В. А. Теорія подібності й моделювання применительно к задачам электро-

енергетики. М., 1968 [Бібліогр. с. 478-482] Седлов Л. И. Методы подобия и размерности в механике. М., 1967. А. М. Лебедев

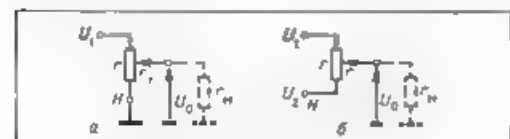
ПОДІЇ ЦИКЛІЧНА ГЛИБИНА — одна з характеристик *регулярних подій та виразів*. П. ц. г. — кількість викладених одна в одну пар ітераційних дужок у регулярному виразі, що задає цю подію; інакше кажучи, П. ц. г. — це кількість послідовних застосувань операції ітерації до певної підподії цієї події. Оскільки одну й ту саму подію *регулярну* можна задавати різними регулярними виразами, то, щоб характеризувати П. ц. г. одним числом, у кожному такому регулярному виразі вибирають макс. кількість викладених одна в одну пар ітераційних дужок і з усіх знайдених чисел вибирають мінімальне. Це число й беруть за П. ц. г. Доведено, що для будь-якого натурального n існує така регулярна подія, що її циклічна глибина дорівнює n .

Л.т. Трахтеброт В. А., Бардин Я. М. Конечные автоматы (Появление и развитие). М., 1970 [Бібліогр. с. 389—395]

М. І. Кратко.

ПОДІЇ У ТЕОРІЇ ІГОР — вектор виграшів гравців у *спі* *кооперативній*, який задовольняє деякі первинні умови «раціональності». Напр., частка кожного з гравців у поділі виграшу не може бути меншою за ту суму, яку він може здобути самостійно; сумарна частка виграшу всіх гравців має дорівнювати сумі, яка підлягає поділові. М. М. Воробйєв.

ПОДІЛЬНИК НАПРУГИ — пристрій, в якому вихідна і вхідна напруги пов'язані між собою коефіцієнтом передачі $0 < \alpha < 1$. Пошир. різновидом П. н. є потенціометр, що має регульований резистивний елемент (див. *АОМ електромагнітний*). Як резистивні елементи П. н. застосовують вуглецеві або металові плівки. В аналоговій обчисл. техніці застосовують багатооборотні (найчастіше 10, 20-оборотні) дрітляні потенціометри. Для введення в роз'єднувальні блоки постійних коефіцієнтів задачі П. н. можна застосовувати відповідно до двох схем виконання (мал. а і б). У схемі (мал. а) $U_0 = \alpha U_1$ ($r_H \rightarrow \infty$). На мал. б $U_0 = \alpha U_1 + (1 - \alpha) U_2$ ($r_H \rightarrow \infty$), де r — повний опір подільника, r_1 — вихідний опір, що міститься між рухомих і нижнім контактом, $\alpha =$



Схеми виконання подільника напруги.

$= \frac{r_1}{r}$ — коефіцієнт передачі; U_1 і U_2 —

вхідні напруги, U_0 — вихідна напруга, r_H — опір навантаження. В АОМ введення цих коефіцієнтів здійснюється здебільшого шляхом безпосереднього вимірювання напруги

на виході П. н. при подаванні на вхід відповідної *еталонної напруги* і при підмкритті до його виходу навантаження.

А. Ф. Верлань, В. А. Замцен.
ПОДІЯ а теорії автоматів — довільна множина слів у певному фіксованому скінченному алфавіті A . В теорії автоматів визначають P , які можна перелічити автоматами, і P , які можна представити автоматами. P , яку можна перелічити автоматом \mathcal{A} , — це множина слів, які одержують на виході автомата \mathcal{A} , коли на його вхід подають усі можливі вхідні слова; P , яку можна представити автоматом \mathcal{A} , — це множина всіх вхідних слів, що переводять автомат \mathcal{A} з початкового стану в один з т. з. заключних станів. P , які можна перелічити і представити автоматами скінченними, — це події *регулярні*.

М. І. Кратко.

ПОДІЯ РЕГУЛЯРНА — множина слів певного алфавіту, що її одержують в однобуквених слів за допомогою скінченної кількості застосувань таких операцій до множин слів: теоретико-множинне об'єднання $A \cup B$; добуток $A \cdot B$ та ітерація A^* , до добуток $A \cdot B$ визначають як множину всіх слів, що мають вигляд $\alpha\beta$ ($\alpha \in A$, $\beta \in B$), в ітерацію множини A — як

$\{A\} = A \cup A \cup A \cup A \cup A \cup A \cup A \cup \dots$

(є й інше визначення ітерації, коли вимагають, щоб до $\{A\}$ належало пусте слово ϵ , тобто вважають

$\{A\} = \epsilon \cup A \cup A \cup A \cup A \cup A \cup A \cup \dots$
 $A \cup A \cup \dots$).

Оскільки справджується теорема, яка твердить, що П. р. і тільки їх можна представити в *автоматах скінченних*, поняття П. р. є одним з основних в *алгебрічній теорії автоматів*. Див. також *Регулярні події та вирази*.

М. І. Кратко.

ПОКАЗНИКОВИЙ РОЗПОДІЛ, експоненціальний розподіл — розподіл імовірностей, що відіграє важливу роль в теорії надійності. Випадкова величина ξ має П. р. а параметром λ , якщо її щільність імовірності дорівнює $\lambda e^{-\lambda x}$ при додатних x

і нулеві при від'ємних x . Припустимо, що ξ — час безвідмовної роботи якогось приладу, задовольняє такі припущення: *Імовірність* того, що прилад, який почав працювати при $t = 0$, вийде з ладу в інтервалі часу $(t, t + \Delta t)$, дорівнює $\lambda \Delta t + o(\Delta t)$, де $o(\Delta t)$ — нескінченно мала величина вищого порядку малювання, ніж Δt ; події, пов'язані з виходом приладу з ладу у неперетинних інтервалах часу, є незалежними. Тоді ξ має П. р. а параметром λ . *Математичне сподівання* випадкової величини ξ дорівнює $\frac{1}{\lambda}$.

М. В. Явченко.

ПОЛІГШЕНЕ РЕЗЕРВУВАННЯ спосіб резервування елементів, при якому резервні елементи перебувають у частково навантаженому стані й мають меншу інтенсив-

ність відмов, ніж основні елементи. П. р. використовують у радіоелектронній апаратурі. Граничними випадками П. р. є *навантажена резервування* та *механізм резервування*. Досліджуючи системи з П. р., здебільшого припускають, що ймовірність відмови за час dt для осн. елемента дорівнює λdt , а для резервного $\lambda_1 dt$, де $\lambda_1 < \lambda$. Нехай система складається з n осн. та m резервних елементів. Якщо елементи, що відмовили, не відновлюються, то середній час до відмови системи, яка характеризується наявністю $n + m$ елементів,

що відмовили, дорівнює $\frac{1}{\lambda n} + \frac{1}{\lambda n + \lambda_1} + \dots + \frac{1}{\lambda n + \lambda_1 m}$. Коли ж елементи, що відмовили, відновлюються, причому в r операторів, кожний з яких відновлює один елемент протягом випадкового часу з щільністю $\mu e^{-\mu t}$, $t > 0$, то стаціонарна ймовірність безвідмовної роботи системи дорівнює

$$(\theta_0 + \dots + \theta_m) / (\theta_0 + \dots + \theta_{n+m}),$$

де $\theta_i = (\lambda_0 - \lambda_{i-1}) (\mu_1 + \dots + \mu_r)$, $\lambda_0 = n\lambda + (m - r)\lambda_1$ при $i \leq m$, $\lambda_i = (n + m - r)\lambda$ при $i > m$, $\mu_i = r\mu$ при $i \leq r$, $\mu_i = r\mu$ при $i > r$.

Остання ф-ла для випадку $r = n + m$ зводиться до ф-ли при довільному розподілі часу відновлення елемента, якщо середній час відновлення дорівнює $1/\mu$. Математичне сподівання довжини інтервалу між відмовами такої системи дорівнює $(\theta_0 + \theta_1 + \dots + \theta_{n+m}) / \lambda_n \theta_m$. При $\frac{\lambda}{\mu} \rightarrow 0$ розподіл цього інтервалу при відповідній зміні масштабу часу збігається до експоненціального розподілу.

1. М. Новаченко

ПОЛЬСЬКИЙ ЗАПИС — те саме, що й *англ. бивуджиский*.

ПОМИЛКА В ПРИНЯТТІ ГІПОТЕЗ — див. *Статистична перевірка гіпотез*.

ПОМИЛКИ В СИСТЕМАХ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ — у загальному випадку це функціонали, що характеризують відхилення показника якості роботи (Ф) системи автоматичного керування (САК) від його заданого чи екстремального значення Φ_0 . Показник якості визначається тех.-економ. вимогами до САК і може являти собою або сукупність заданих (потрібних) значень регульованих величин системи, напр., у системах автомат. регулювання (САР), або якусь функцію від цих величин (напр., у системах екстремального регулювання або в самонастроюваних системах). За міру відхилення здебільшого беруть різницю $\varphi = \Phi_0 - \Phi$, причому величини, що входять до цього виразу, в заг. випадку векторні. П. в с. а. к. залежать від процесу керування, тобто є ф-цією часу $\varphi = \varphi(t)$. Ця залежність визначає два види помилок: динамічні (при $0 \leq t < \infty$) й усталені (при $t \rightarrow \infty$).

Динамічні П. в с. а. к. можна оцінювати за значеннями, взятими в певні моменти часу (напр., максимум помилок в процесі керування), або за інтегральними критеріями (напр., середньоквадратична похибка $\Phi_{\text{ср}} =$

$$= \frac{1}{T} \int_0^T \varphi^2(t) dt, \text{ де } T \text{ — період спостереження}).$$

П. в с. а. к. залежать насамперед від структури систем та від збурень, які діють на об'єкт керування, від обмеженості керуючого діяння за величиною та потужністю, похибок у вимірювальних колах тощо. У зв'язку з цим у лінійних САК виявляють змущену складову помилки, зумовлену впливом збурення на об'єкт керування або завданням, й збігу складової, що залежить від початкового відхилення показника якості роботи САК. Крім того, розглядають П. в с. а. к., що пов'язані з діянням випадкових сигналів на об'єкт керування, та відповідні оцінки цих помилок (напр., математичне сподівання та дисперсія). В складових САК змущена складову помилки залежить від завдання в часі $x_0 = x_0(t)$. При цьому, крім осн. помилки $\varphi = (x_0 - x)$ — різниці надання та регульованої величини яку ная ще й помилкою за положенням, розрізняють і П. похідні за часом і, 2-го і вищих порядків (їх наз. відповідно помилками за швидкістю, за прискоренням тощо). Для лінійних складових САК, якщо завдання змінюється повільно порівняно зі зміною імпульсної перехідної ф-ції системи, змущену складову помилки можна зобразити як лінійну ф-цію від завдання та його похідних за часом:

$$\varphi(t) \approx C_0 x_0(t) + C_1 \dot{x}_0(t) + \dots + \frac{C_{m-1}}{(m-1)!} x_0^{(m-1)}(t), \quad (1)$$

де m — порядок тієї похідної завдання, яка має досить малу величину й змінюю якої в часі можна вважувати, а C_i — коефіцієнти помилок, які визначають як

$$C_i = \left[\frac{d^i W_e(p)}{dp^i} \right]_{p=0}, \quad i = 0, 1, 2, \dots, m-1, \quad (2)$$

де $W_e(p)$ — *передавальна функція* системи за помилкою. Користуючись формулами (1) і (2), можна за передавальною ф-цією систем за помилкою та за видом залежності $x_0(t)$ визначити характер змінювання змущеної складової помилки. Напр., у випадку завдання $x_0 = \text{const}$ і системи з астигматизмом і-го порядку (одинаковий корінь передавальної ф-ції) одержують $C_0 = 0$, $x_0^{(i)} = 0$, $i = 1, 2, \dots$, тобто змущена складову помилки дорівнює нулеві.

За допомогою методів *автоматичного керування теорії* структуру САК можна вибрати

ти так, щоб мінімізувати П. в с. а. н. за прийнятої оцінки П або щоб мінімізувати якийсь показник, пов'язаний зі зміною помилки в часі (напр., час перехідного процесу). Рациональним вибором структури окремі види помилок САК можна звести до нуля, напр., усталені помилки в САК при інтегральному регулюванні законі або динамічні помилки, пов'язані з діями збурень на об'єкт керування в деяких випадках інваріантних систем керування. Див. також Астатизм *я-го* *порядку*, *Інваріантність систем автоматичного керування*.

Лит. Динамизм А. Г. Зенитроавтоматизм, К. 1957 (Бібліогр. с. 440—442). Воронцов А. А. Основы теории автоматического управления, ч. 1. М.—Л. 1953 (Бібліогр. с. 382—392). Современнейшие методы проектирования систем автоматического управления М. 1967. Д. М. Бойчук

ПОМИЛОК ТЕОРІЯ — неправильно іноді використовується назва теорії *погибон* (див. *Погибон обчислювальної теорії*).

ПОНТЯГІНА ПРИНЦИП МАКСИМУМУ — необхідна умова оптимальності в задачах оптимального керування *теорії*.

Розглянемо задачу опт. керування з закріпленими кінцями; при цьому початкова й кінцева точки опт. траєкторії $x(t)$ фіксовані. Заданий об'єкт описується системою диференціальних рівнянь

$$\dot{x} = f(x, u), \quad (1)$$

де x — n -вимірний вектор фазових координат x_1, \dots, x_n ; u — r -вимірний вектор керування u_1, u_2, \dots, u_r , крапка над x означає диференціювання за часом t ; $f(x, u)$ — вектор функції своїх аргументів, неперервно диференційовна по x з компонентами $f_i(x, u)$.

$i = 1, \dots, n$. Потрібно вибрати таку вимірну обмежену ф-цію керування $u(t)$ і такі моменти часу t_0 і t_1 , що $u(t) \in U$ для $t_0 \leq t \leq t_1$, де U — задана множина в r -вимірному просторі. Траєкторія $x(t)$ системи (1), що відповідає початковому положенню x^0 і керуванню $u(t)$, в момент часу t_1 потрапляє в точку x^1 і значення функціоналу $J =$

$$J = \int_{t_0}^{t_1} f_0(x(t), u(t)) dt — мінімальне. Нехай$$

ф-ція $u^0(t)$ — опт. керування, що розв'язує поставлену задачу, а $x^0(t)$ — відповідна траєкторія. Тоді П. а. м. стверджує, що існують такі абсолютно неперервні ф-ції $\psi_0(t)$, $\psi_1(t)$, ..., $\psi_n(t)$, що виконуються такі умови

а) для майже всіх $t_0 \leq t \leq t_1$,

$$\psi_i(t) = - \sum_{j=0}^n \frac{\partial f_j(x^0(t), u^0(t))}{\partial x_i} \psi_j(t) \\ i = 1, \dots, n \\ \psi_0(t) = 0;$$

б) майже для всіх $t_0 \leq t \leq t_1$

$$H(\psi(t), x^0(t), u^0(t)) = M(\psi(t), x^0(t)),$$

де

$$H(\psi, x, u) = \sum_{j=0}^n \psi_j f_j(x, u),$$

$$M(\psi, x) = \sup_{u \in U} H(\psi, x, u);$$

в) в кінцевий момент часу t_1 — $\psi_0(t_1) \leq 0$

$$M(\psi(t_1), x^0(t_1)) = 0.$$

Більше того, ф-ції $\psi_0(t)$ і $M(\psi(t), x^0(t))$ є постійні, отже, перевірку умов в) можна здійснювати в кожний момент t .

У деяких задачах опт. керування кінці траєкторії не фіксовані, а мають лише задовольняти співвідношення

$$a_k(x^0(t_0)) = 0 \quad k = 1, \dots, p,$$

$$b_k(x^0(t_1)) = 0, \quad k = 1, \dots, g.$$

В цьому випадку виконуються усі наведені вище умови, але, крім того, повинні існувати такі постійні λ_k , $k = 1, 2, \dots, p$ і λ_k , $k = 1, \dots, g$, що виконуються умови *трансверсальності*:

$$\psi_i(t_0) = \sum_{k=1}^p \lambda_k \frac{\partial a_k(x^0(t_0))}{\partial x_i} \quad i = 1, \dots, n,$$

$$\psi_i(t_1) = \sum_{k=1}^g \lambda_k \frac{\partial b_k(x^0(t_1))}{\partial x_i} \quad i = 1, \dots, n.$$

ПОПОВА КРИТЕРІЯ — один із *стійкості критеріїв*. В. М. Пшеничний.

ПОРІГ ЧУТЛИВОСТІ — параметр, який характеризує якість лінійної частини характеристик радіоприймача, підсилювача або чутливого елемента системи автомат керування, їхню здатність приймати, підсилювати або вимірювати слабкі сигнали на фоні завад. Порогову (п'ятому) чутливість цих елементів визначають номінальною потужністю вхідного сигналу, при якій відношення корисного сигналу до шуму (завади) на виході дорівнює одиниці. А. Г. Шевельов

ПОРОГОВИЙ ЕЛЕМЕНТ — див. *Логіка порогова*.

ПОСЛІДОВНИЙ АНАЛІЗ — метод статистичних досліджень, заснований на послідовному (покроковому) прийнятті статистичних рішень. Класична постановка таких задач прийняття статистичних рішень, як розрізнення статистичних гіпотез (див. *Статистична перевірка гіпотез*) і знаходження точкових та інтервальних оцінок невідомих параметрів (див. *Статистичні оцінки*), припускала заздалегідь фіксовану кількість спостережень (фіксований обсяг вибірки). Водночас цілком можливий і послідовний підхід до розв'язування цих задач при якому кількість спостережень (обсяг вибірки) заздалегідь не фіксується, а визначається в процесі випробування. Вперше послідовний підхід було використано 1929 в задачі приймального статистичного контролю.

На початку 40-х рр. 20 ст. амер. математик А. Вальд побудував теорію П. а. стосовно до питання розрізнення статистичних гіпотез і сформулював заг. задачу послідовного оцінювання. Осн. ідея послідовного оцінювання невідомого параметра полягає в тому, щоб провадити спостереження доти, поки не стане можливим одержати оцінку із заданим ступенем точності, який не залежить від невідомого значення оцінюваного параметра. Пізніше результати щодо послідовного розрізнення статистичних гіпотез і послідовного оцінювання набули дальшого розвитку. З'ясувалося, що в багатьох статистичних задачах застосування П. а. дає істотну економію щодо кількості спостережень (ноді до 50% і більше) порівняно з класичними методами.

Послідовний підхід можна проілюструвати на прикладі послідовного критерію відношення правдоподібності для розрізнення двох простих гіпотез відносно випадкової величини з дискретним розподілом. Розглянемо випадкову величину ξ з дискретним розподілом імовірностей $p(x, \theta)$. Невідомий параметр θ може приймати два значення — θ_0 і θ_1 . Нехай H_0 є гіпотезою про те, що $\theta = \theta_0$, а H_1 — гіпотезою про те, що $\theta = \theta_1$. Позначимо послідовні (незалежні) спостереження випадкової величини ξ через ξ_1, ξ_2, \dots . Для будь-якого додатного цілого числа m імовірність одержання вибірки $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_m$ визначається виразом

$$p_m^{(0)} = p(\xi_1, \theta_0) \cdot p(\xi_2, \theta_0) \cdot \dots \cdot p(\xi_m, \theta_0),$$

коли правильною є гіпотеза H_0 , і виразом

$$p_m^{(1)} = p(\xi_1, \theta_1) \cdot p(\xi_2, \theta_1) \cdot \dots \cdot p(\xi_m, \theta_1),$$

коли правильною є гіпотеза H_1 . Відношення правдоподібності, основане на перших m спостереженнях, має вигляд

$$R_m = \frac{p_m^{(1)}}{p_m^{(0)}} = \frac{p(\xi_1, \theta_1) \cdot p(\xi_2, \theta_1) \cdot \dots \cdot p(\xi_m, \theta_1)}{p(\xi_1, \theta_0) \cdot p(\xi_2, \theta_0) \cdot \dots \cdot p(\xi_m, \theta_0)}$$

Природно чекати, що відношення правдоподібності R_m набуватиме (в середньому) малих значень ($R_m < 1$), якщо правильною є гіпотеза H_0 , і великих значень ($R_m > 1$), якщо правильною є гіпотеза H_1 . Послідовний критерій відношення правдоподібності для розрізнення H_0 і H_1 визначають так. Вибирають дві постійні A й B такі, що $0 < B < 1 < A < \infty$. Проводять послідовну вибірку (ξ_1, ξ_2, \dots) . На кожному кроці обчислюють відношення правдоподібності, його значення порівнюють з числами A й B і вибирають одне з трьох рішень: прийняти гіпотезу H_0 , прийняти гіпотезу H_1 чи продовжувати спостереження. Напр., на m -му кроці а) якщо $R_m \leq B$, то спостереження припиняють і приймають гіпотезу H_0 ; б) якщо $R_m > A$, то спостереження припиняють і приймають гіпотезу H_1 ; в) якщо $B < R_m < A$, то провадять наступне, $m+1$ -е спостереження. Постійні A й B наз. граничними точками послідовного критерію відношення правдоподібності. На практиці зручніше обчислювати $\log R_m$, ніж R_m , бо $\log R_m$ можна подати у вигляді суми m доданків

$$\log R_m = \sum_{i=1}^m \log \frac{p(\xi_i, \theta_1)}{p(\xi_i, \theta_0)}.$$

Позначимо

$$\xi_i = \log \frac{p(\xi_i, \theta_1)}{p(\xi_i, \theta_0)}, \quad S_m = \sum_{i=1}^m \xi_i.$$

Тепер на кожному кроці обчислюємо S_m . Якщо $S_m \leq \log B = b$, то спостереження припиняють і приймають гіпотезу H_0 ; якщо $S_m > \log A = a$, то спостереження припиняють і приймають гіпотезу H_1 ; якщо $b < S_m < a$, то провадять наступне, $m+1$ -е спостереження. Нехай n — кількість спостережень до прийняття однієї з гіпотез (n — випадкова величина). Постає питання про те, за яких умов описана вище процедура закінчується за скінченну кількість кроків з імовірністю 1. Якщо $P(|\xi_i| > 0) > 0$ при обох гіпотезах H_0 і H_1 , то послідовний критерій відношення правдоподібності закінчується з імовірністю 1 за скінченну кількість кроків ($P(\pi < \infty) = 1$ як при H_0 , так і при H_1). При цьому $M(n|H_i) < \infty$ ($i = 0, 1$), де $M(\cdot|H_i)$ — символ математичного сподівання, яке обчислювали, припускаючи, що правильною є гіпотеза H_i . Величину $M(n|H_i)$ наз. середнім обсягом вибірки послідовного критерію відношення правдоподібності за умови, що правильною є гіпотеза H_i ($i = 0, 1$). При послідовному підході до розв'язування задачі, як і при розрізнюванні гіпотез за вибірками фіксованого обсягу, виникають помилки двох видів. Нехай α — імовірність того, що гіпотезу H_0 буде відкинута, коли вона правильна, а β — імовірність прийняття гіпотези H_0 , коли правильною є гіпотеза H_1 . Пару (α, β) наз. сідло послідовного критерію. Треба за заданими імовірностями помилки α та β визначити граничні точки послідовного критерію відношення правдоподібності $A(\alpha, \beta)$ та $B(\alpha, \beta)$, які забезпечують критерієві силу (α, β) . Визначення точних значень $A(\alpha, \beta)$ та $B(\alpha, \beta)$, як правило, пов'язане з великими труднощами. Однак, справджуються нерівності, що зв'язують величини $\alpha, \beta, A(\alpha, \beta)$ та $B(\alpha, \beta)$ і дають змогу знаходити наближені значення граничних точок: 1) якщо послідовний критерій

рій відношення правдоподібності з граничними точками A та B має силу (α, β) , то

$$A < \frac{1-\beta}{\alpha}, B > \frac{\beta}{1-\alpha}. \quad (1)$$

2) якщо при виборі $A = \frac{1-\beta}{\alpha}$, $B = \frac{\beta}{1-\alpha}$ послідовний критерій відношення правдоподібності має силу (α', β') , то

$$\alpha' < \frac{\alpha}{1-\beta}, \beta' < \frac{\beta}{1-\alpha}, \alpha' + \beta' < \alpha + \beta. \quad (2)$$

В нерівності (1) видно, що величина $\frac{1-\beta}{\alpha}$ є верхньою границею для A (α, β), а величина $\frac{\beta}{1-\alpha}$ — нижньою границею для B (α, β).

З (1) можна одержати нерівності $\alpha < \frac{1}{A(\alpha, \beta)}$, $\beta < B(\alpha, \beta)$, з яких видно, що при заданих граничних точках послідовного критерію відношення правдоподібності A та B ймовірності помилок α та β не перевищують величин $1/A$ та B відповідно. З нерівностей (2) випливає, що у випадку малих α та β (на практиці, як правило, α та β вибирають в діапазоні $0,01 + 0,05$), застосовуючи послідовний критерій відношення правдоподібності з граничними точками $\frac{1-\beta}{\alpha}$ та $\frac{\beta}{1-\alpha}$ замість A (α, β) та B (α, β) відповідно, одержуємо ймовірності помилок α' та β' , дуже близькі до α та β . При цьому справджується принаймні одна з нерівностей $\alpha' < \alpha$ чи $\beta' < \beta$. Можна довести, що послідовний критерій відношення правдоподібності кращий від критерію з фіксованим обсягом вибірки в тому розумінні, що середній обсяг вибірки для першого з них менший, ніж фіксований обсяг для другого за умов, що обидва критерії мають ту саму силу (α, β) . Вільше того, порівняно з будь-якою іншою послідовною процедурою з заданою силою (α, β) послідовний критерій відношення правдоподібності має найменший середній обсяг вибірки.

П. а. як метод статистичних досліджень дуже поширений. Ідеї його значною мірою вплинули на формування нових матем. методів і теорій, таких як теорія статистичних рішень, керування випадковими процесами, теорія, послідовний аналіз варіантів, істотний вклад у розвиток яких внесли рад. математики А. М. Колмогоров, В. С. Михалевич, А. М. Шария та ін.

Лит. Михалевич В. С. Последовательные алгоритмы оптимизации и их применение. «Кибернетика», 1965, № 1-2, Шария А. Н. Статистический последовательный анализ. Оптимизация правил остановки. М., 1969 [бібл. огр. с. 227-231], Вальд А. Последовательный анализ. Пер. с англ. М., 1960, Вальд А. Статистическое решение функций. В кн.: Позитивные игры. М., 1967, Е. С. Штаммель.

ПОСЛІДОВНИЙ АНАЛІЗ ВАРІАНТІВ — метод розв'язування задач оптимізації, оснований на послідовній побудові, порівнюванні, аналізі й відборі варіантів. З погляду методології П. а. є природним узагальненням ідей послідовного прийняття рішень (див. *Послідовний аналіз*). З другого боку, П. а. є тісно пов'язаний з програмуванням динамічним. Алгоритм динамічного програмування можна розглядати як окремий випадок П. а. в., коли в основі правил відбору варіантів лежить *Беллмана принцип оптимальності*. В схемі П. а. в. умову задачі подають як опис множини варіантів і сукупності «контрольних дослідів», а наслідками яких пов'язуються правила відбору варіантів. Процес розв'язування подається у вигляді багатоступінчастої структури, яка нагадує структуру складного досліді Кожен ступінь пов'язано з перевіркою наявності у підмножині варіантів тих чи інших властивостей (це зводиться до одержування наслідків дослідів) і веде або до безпосереднього скорочення початкової множини варіантів, або підготує можливість такого скорочення в майбутньому. Нижче описано схему П. а. в. (теоретико-множинною мовою).

Нехай є три множини: $W = \{w\}$ — множина варіантів, $\Pi = \{\pi_\alpha\}$ — множина дослідів, $\mathfrak{M} = \{\alpha\}$ — множина індексів дослідів. У множині \mathfrak{M} виділено підмножину \mathfrak{M}^* , названу контрольною. Ще є множина $I = \{\omega\}$, яку наз. множиною наслідків. Для кожного досліді π_α у множині I визначено підмножину $I_\alpha = \{\omega_\alpha^1, \omega_\alpha^2, \dots\}$, кожен елемент якої наз. наслідком досліді π_α . У множині I виділено підмножину $\Omega \subseteq I$, на якій визначено оператор звуження $S(\omega)$, який ставить у відповідність кожному $\omega \in \Omega$ якусь підмножину $W_\omega = S(\omega) \subseteq W$. Ця відповідність поширюється на підмножину U множини I так: $S(\omega) \cup U = U \cap W_\omega = U \setminus V_\omega$, де $V_\omega = W \setminus W_\omega$. На множині дослідів Π визначено оператор реалізації P , який ставить у відповідність кожному $\pi_\alpha \in \Pi$ якийсь елемент $i_\alpha \in I_\alpha$:

$P\pi_\alpha = \omega_\alpha^i$, що його наз. реалізацією досліді π_α . Задача полягає в тому, щоб визначити таку макс. підмножину $W^* \subseteq W$, яка є інваріантною відносно будь-якого π_α (де елемент α — з контрольної множини \mathfrak{M}^*). $S(P\pi_\alpha) W^* = W^*$ для кожного $\alpha \in \mathfrak{M}^*$.

Запровадимо кілька означень. Схемою R розв'язування задачі наз. послідовність Φ -цій $\alpha_1, \alpha_2(\omega_1), \alpha_3(\omega_1, \omega_2), \dots$ зі значеннями в \mathfrak{M} , де $\alpha_{k+1}(\omega_1, \dots, \omega_k)$ визначено на прямому добутку $I \times I \times \dots \times I$ (k разів). Процедурою $Q[R]$, що відповідає схемі розв'язування $R = \{\alpha_1, \alpha_2(\omega_1), \alpha_3(\omega_1, \omega_2), \dots\}$, наз. послідовність реалізацій дослідів $\pi_{\alpha_1}, \pi_{\alpha_2}, \dots, \pi_{\alpha_k}, \dots$ де $\alpha_{k+1} = \alpha_{k+1}(P\pi_{\alpha_1}, \dots, P\pi_{\alpha_k})$. Процедура наз. скінченною, якщо для неї існує якесь i , для якого

$P\pi_{\alpha_1} = I$, де I — елемент, що належить до множини наслідків I , а появою якого процедура розв'язування припиняється. Кінцем процедури є π_{α_N} , де $N = \min \{i/P\pi_{\alpha_i} = I\}$.

Коли такого i немає, то процедуру наз. нескінченною. Розв'язком задачі, що відповідає схемі R , наз. множину W_R , яка є звуженням множини W відповідно до процедури $Q[R]: W_R = \bigcup S(\omega_{\alpha_j}) W$, де індекс j перебігає всю множину значень, для яких початковий ω_{α_j} , одержуваний внаслідок реалізації процедури $Q[R]$, входить до Ω . Кажуть, що схема R дає повний і точний розв'язок цієї задачі, коли для будь-якого $\alpha \in \mathbb{R}^n S(P\pi_{\alpha}) W_R = W_R$ і немає іншої, відмінної від W_R , множини, яка б задовольняла цю умову й не входила в W_R . Поширено значення наведеної схеми. Розв'язування багатоваріантної задачі є масовою проблемою в тому розумінні, що задалегідь не відомо, де міститиметься шукана підмножина W^* в множині W . Відомі лише загальні властивості варіантів усіх W^* , які в сукупності виділяють цю підмножину в W . Але перевірка кожної з цих властивостей і є певний обчисл. процес, що наз. дослідом. Ці досліді відповідають множині \mathbb{R}^n . Наслідки дослідів дають змогу судити про те, де міститиметься W^* у W (напр., відкидає деякі підмножини, які не мають спільних частин в W^*), і про те, чи доцільно робити подальші досліді, які б уточнювали її місце перебування. Часто буває корисно робити досліді, для яких $\alpha \in \mathbb{R}^n$, але вони звужують W або підготовляють сприятливі умови, щоб проводити досліді, відповідні контрольній множині \mathbb{R}^n . У більшості застосувань правила відбору варіантів відповідають узагальненому принципу оптимальності. Нехай задано якусь основну множину X . Позначимо множину скінченних послідовностей виду

$$p = (x_1, \dots, x_p); \quad x_i \in X, \quad 1 \leq i \leq k_p \quad (1)$$

через $P(X)$. У цій множині виділено якусь підмножину допустимих послідовностей $W(X) \subseteq P(X)$. А в множині $W(X)$ виділено підмножину повних допустимих послідовностей $\bar{W}(X) \subseteq W(X)$. Нехай задано послідовність виду (1). i -м початковим відтинком цієї послідовності буде послідовність виду

$$p_i = (x_1, \dots, x_i); \quad 1 \leq i \leq k_p \quad (2)$$

i -м кінцевим відтинком — послідовність виду

$$p^{(q)} = (x_q, x_{q+1}, \dots, x_{k_p}); \quad 1 \leq q \leq k_p \quad (3)$$

Якщо $q = i + 1$, то відповідні частини p наз. спряженнями. Розглянемо дві допустимі послідовності p_1 і p_2 . В p_1 виділено i_1 -й початковий відтінок p_{1,i_1} , $i_1(i_1 + 1)$ -й кінцевий відтінок $p_{1,i_1+1}^{(i_1+1)}$, а p_2 — i_2 -й початковий відтінок p_{2,i_2} , $i_2(i_2 + 1)$ -й кінцевий відтінок $p_{2,i_2+1}^{(i_2+1)}$.

Якщо функціонал Φ , визначений на множині $W(X)$, має ту властивість, що $p_{1,i_1} \in W(X)$, $p_{2,i_2} \in W(X)$; $p_{1,i_1+1} \equiv p_{2,i_2+1}$; $\Phi(p_{1,i_1}) < \Phi(p_{2,i_2})$ впливає $\Phi(p_1) < \Phi(p_2)$, то його наз. монотонно рекурсивним.

Нехай $\sup_{p \in W(X)} \Phi(p) = a$. Послідовність

$p^* \in W(X)$ наз. максимальною, коли $\Phi(p^*) = a$. Нехай задано допустиму послідовність p — родовою множиною буде підмножина $\sigma(p) \subseteq W$, яка складається з елементів, у яких p є початковим відтинком. Множиною продовжень $P(p)$ наз. сукупність усіх скінчених відтинків елементів p -родової множини, спряжених з p . Тепер можна сформулювати узагальнений принцип оптимальності. Якщо задано монотонно рекурсивний функціонал Φ і дві допустимі послідовності p_1 і p_2 , причому $\Phi(p_1) < \Phi(p_2)$; $P(p_1) \subseteq P(p_2)$, то елементи множини $\sigma(p_1)$ не можуть бути максимальними.

Узагальнений принцип оптимальності лежить в основі побудови оператора звуження в багатьох задачах оптимізації, в яких варіанти допустимих розв'язків будують як послідовність векторів і в яких на початкових відтинках цих послідовностей визначено функціонал, який має властивість монотонної рекурсивності. Як приклад застосування схеми П. а. а. розглянемо задачу уніфікації виробів. Нехай при виконанні певного проекту потрібно застосувати N видів виробів, причому виріб i -го виду в кількості a_i одиниць ($i = 1, \dots, N$). Вартість випуску партії виробів i -го виду обсягу x_i виражається ϕ -цією

$$f_i(x_i) = \begin{cases} c_i + b_i x_i, & \text{коли } x_i > 0; \\ 0, & \text{коли } x_i = 0; \end{cases}$$

причому $c_i, b_i > 0$, $c_i < c_{i+1}$, $b_i < b_{i+1}$, при $i < i_+$. Відомо, що вироби k -го виду можна застосовувати замість виробів видів $\{m_i^{(k)}\}$ з підмножини M_k , причому для будь-якого $i < k$ з того, що $i \in M_k$, випливає, що $M_i \subseteq M_k$. Треба визначити, які вироби й у якій кількості слід випускати, щоб забезпечити виконання проекту, за критерієм мінімуму заг. витрат на випуск виробів.

Назвемо частковим варіантом довжини k послідовність $\sigma_1, \dots, \sigma_k$, де σ_i набуває значення 0 або 1, $\sigma_i = 0$ відповідає тому, що виробів i -го типу не випускають, $\sigma_i = 1$ — тому, що вироби i -го типу випускають. Для довільної множини M запровадимо позначення

$$\sigma M = \begin{cases} M, & \text{якщо } \sigma = 1, \\ \emptyset, & \text{якщо } \sigma = 0. \end{cases}$$

Назвемо частковий варіант завершеним, коли $\bigcup_{i=1}^k \sigma_i M_i$ містить усі індекси від 1 до k . Пов-

вий варіант — це завершений варіант довжини N . При розв'язуванні описаної задачі оператор вужження будують на основі наслідків порівнювання оцінок двох завершених частинних варіантів довжини k . Під оцінкою

варіанта $\sum_{i=1}^k \sigma_i = \{ \sigma_1, \dots, \sigma_k \}$ розуміють величину

$$S_k = \sum_{i=1}^k \sigma_i c_i + \sum_{i=1}^k a_i b_{k,i}$$

де $b_{k,i} = \{ i | i \in M_k, i \leq k, \sigma_i = 1 \}$.

Коли $S_k^{(1)} \neq S_k^{(2)}$ — оцінки двох завершених варіантів $\sum_{i=1}^k \sigma_i^{(1)}$ і $\sum_{i=1}^k \sigma_i^{(2)}$ довжини k в $S_k^{(1)} < S_k^{(2)}$, то множини повних варіантів, яка є продовженням $\sum_{i=1}^k \sigma_i^{(2)}$, відкидають. Наведене правило відбору варіантів, якщо його застосовують систематично, дає точний і повний розв'язок задачі. На основі застосування цього правила можна побудувати ефективний алгоритм розв'язування задачі уніфікації.

Схему П. а. в. з успіхом застосовують для розв'язування багатьох задач оптимізації планування і проектування. Особливо поширеним метод П. а. в. виявляється при побудові алгоритмів розв'язування дискретних, комбінаторних задач: задач аналізу транспортних мереж і розмішування підприємств, проектування протяжних об'єктів (трубопроводів і шляхів), задач діагностики несправностей, задач теорії розкладів тощо. Гілок і праць метод, широко застосовуваний для розв'язування дискретних задач, можна розглядати як різновид П. а. в. зі специфічними правилами розвитку і відбору варіантів. П. а. в. розроблено 1960 в Обчисл. центрі АН УРСР (тепер Ін-т кібернетики АН УРСР).

Літ. Михалевич В. С. Последовательные алгоритмы оптимизации и их применение. Киев: Вишук, 1965, № 1—2. В. С. Михалевич, Н. С. Шор.

ПОСЛІДОВНИХ НАБЛИЖЕНЬ МЕТОД — один з ітеративних методів розв'язування математичних задач. Див. *Операторний різнаний способи розв'язування. Наближених методів загальна теорія*.

ПОСТА КОМБІНАТОРНА ПРОБЛЕМА — масова проблема, що полягає в розпізнаванні властивості поєднаності списків. Сформулював П. а. в. і довів її алгоритм. нерозв'язність амер. математик Е. Пост (1897—1954). Синоном наз. будь-який скінченний упорядкований набір скінченних слів у певному алфавіті. Два списки: A_1, A_2, \dots, A_n і B_1, B_2, \dots, B_m , що складаються з однакової кількості слів, наз. *посидуваними*, якщо знайдеться хоча б одна послідовність індексів i_1, i_2, \dots, i_l ($1 \leq i_1, i_2, \dots, i_l \leq n$), для якої збігаються слова $A_{i_1}, A_{i_2}, \dots, A_{i_l}$ і $B_{i_1}, B_{i_2}, \dots, B_{i_l}$, окержані дописуванням одного до одного відповідних слів. П. а. в. є прикладом *нерозв'язної алгоритмічної проблеми*, якщо алфавіт має біль-

ше як одну букву, тобто не існує алгоритму, що дає змогу для будь-якої пари списків дізнатися, послідовні ці списки, чи ні. Виявляється нерозв'язною навіть вужча масова проблема, що полягає в розпізнаванні поєднаності списків, які містять фіксовану кількість слів (напр., якщо їх не менше як 88). Алгоритмічна нерозв'язність багатьох масових проблем в автоматі теорії, в *лінійній математичній та в деяких ін. розділах теор. кібернетики* було доведено методом введення П. а. в. до цих масових проблем.

Літ. Марков А. А. Теория алгоритмов. Труды Математического института им В. А. Стеклова АН СССР, 1954, т. 42 (бюллетень с. 373—374); Post E. L. A variant of a recursively unsolvable problem. Bulletin of the American Mathematical Society, 1946, v. 52, № 4. Г. С. Пасечник.

ПОСТА МАШИНА різновид Тьюрінга машини, названа так за іменем Е. Поста.

ПОСТА ЧИСЛЕННЯ — клас числень, що його запропонував амер. математик Е.-Л. Пост (1897—1954). П. ч. можна розглядати як матем. уточнення інтуїтивного поняття *алгоритму*. У цьому розумінні вони еквівалентні іншим уточненням (див. *Тьюрінга машина, Германні алгоритми*).

П. ч. наз. четвірку виду $\mathfrak{A} = (A, \mathfrak{B}, P, \pi)$, де A — алфавіт числення, \mathfrak{B} — список слів в алфавіті A , названих аксіомами, P — алфавіт змінних, причому $A \cap P = \emptyset$, π — список правил виводу, що мають вигляд

$$G_{1,1} p_{1,1} G_{1,2} p_{1,2} \dots G_{1,n_1} p_{1,n_1} G_{1,n_1+1} \\ G_{2,1} p_{2,1} G_{2,2} p_{2,2} \dots G_{2,n_2} p_{2,n_2} G_{2,n_2+1} \dots$$

$$\frac{G_{m,1} p_{m,1} G_{m,2} p_{m,2} \dots G_{m,n_m} p_{m,n_m} G_{m,n_m+1}}{G_1 p_1 G_2 p_2 \dots G_n p_n G_{n+1}}$$

де $G_{i,j}$ ($1 \leq i \leq m, 1 \leq j \leq n_i + 1$), G_k ($1 \leq k \leq A + 1$) — деякі конкретні слова в алфавіті A , а $p_{i,j}$ ($1 \leq i \leq m, 1 \leq j \leq n_i$), p_k ($1 \leq k \leq n$) — деякі (не обов'язково різні між собою) букви алфавіту P . Слово Q наз. *активним* в слів Q_1, \dots, Q_m за правилом (1), якщо для кожної змінної $p_{i,j}$ і p_k знайдеться таке слово в алфавіті A , що, коли підставити всі ці слова на всі місця входження відповідних змінних у правило (1), то одержимо вираз виду

$$Q_1 \\ Q_2 \\ \vdots \\ Q_m \\ Q$$

Список слів наз. *виводом* в численні \mathfrak{A} , якщо кожне його слово є або аксіомою, або вивідним з попередніх слів за одним з правил виводу. Слово D наз. *вивідним* в численні \mathfrak{A} , якщо існує вивід, останнім словом якого є слово D . Доведено, що будь-яку рекурсивно-передічну множину слів в алфавіті A можна одержати

ти як множину всіх вивідних слів у підходящому П. ч., яке має скінченне число аксіом та правил виводу. З. Пост довів, що цей самий результат справджується для вужчого класу числень, т. з. нормальних канонічних числень, усі правила виводу яких мають вигляд $\frac{Qp}{pQ_1}$.

Разом з тим, П. ч., у яких правила виводу мають вигляд $\frac{Qp}{Q_1p}$, породжують лише леді

регулярні. П. ч. виявилися дуже зручними, щоб зводити їх до різних алгоритмів. Проблема дискретної математики й теор. кібернетики. Тим самим було доведено алгоритмічну нерозв'язність багатьох проблем, напр., проблеми тотожності слів у підгрупах, проблеми розпізнавання довоти для скінченних автоматів тощо. Див. *Повноти проблеми в теорії автоматів*.

Лит. Маршак А. А. Теорія алгоритмів. «Труди Інституту математики ім. В. А. Стеценка АН СРСР» 1954 т. 42 (66). 11-373-374. Post E. L. Formal reductions of the general combinatorial decision problem. «American Journal of Mathematics» 1943 т. 65. № 2.

ПОТЕНЦІАЛІВ МЕТОД — один із методів розв'язування транспортної задачі.

ПОТЕНЦІАЛЬНА ЕЛЕМЕНТНА СТРУКТУРА ЦОМ — елементарна структура, що забезпечує виконання логічних операцій над інформаційними потенціальними сигналами. Ці сигнали можуть бути представлені не лише рівнями потенціалу, а й значенням струму, при цьому обов'язковим є зовн. керування спаданням сигналів.

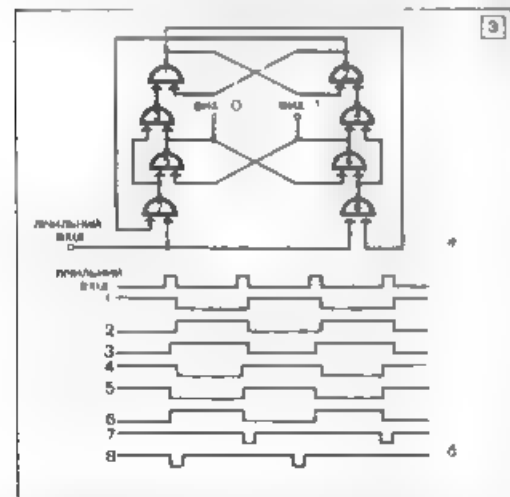
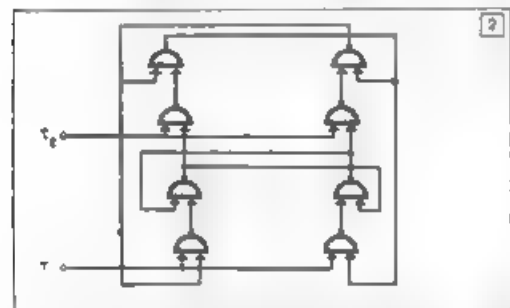
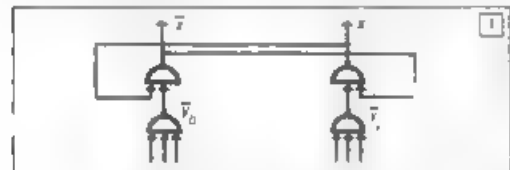
Використання потенціальних сигналів забезпечує просту реалізацію логічних операцій кон'юнкції та диз'юнкції, бо для елементів відповідних комбінаційних схем не потрібна синхронізація передавання інформації, а треба лише, щоб тривалість входних сигналів була достатньою для закінчення перехідних процесів і зміняння інформації. Операція інверсії при потенціальних сигналах досягати просто реалізується на базі активного елемента підсилювача-інвертора чи на базі тригера, який, крім виконання своїх осн. ф-цій, відіграє роль і відновлювального елемента відповідних рівнів сигналу. В зв'язку з тенденцією зрівнювання вартості пасивних логічних елементів ЦОМ і активних елементів та у зв'язку з вигодами від уніфікації елементів на практиці широко застосовують пристрої, в яких є пасивний елемент, що реалізує операцію диз'юнкції чи кон'юнкції, та активний елемент, що реалізує операцію інверсії. Результатом такого суміщення є потенціальний універсальний логіч. елемент, який реалізує ф-ції типу $x \vee y$ або $x \cdot y$, можна з яких задовольняє умову функціональної повноти. Для П. е. с. ЦОМ, у яких використовують універсальний елемент, тригер складають з універсальних елементів. При цьому оператор тригера має вигляд: $\bar{x}_0 \vee \bar{y}_1 = x \cdot y_0 \cdot \bar{y}_1$, де y_0, y_1 — входні сигнали на двох окремих входах, x — вихід тригера.

Щоб одержати інвертні значення аргументів y_0, y_1 , крім двох універсальних елементів, для реалізації власне тригера потрібні ще два універсальні елементи, які можуть реалізувати й кон'юнкції входних змінних (мал. 1). У наведених позначеннях універсального елемента стрілки, напрямлені до сегмента, відносять до логічних входів збігу, а точка на сегменті означає, що інверсія відносно. Комбінації елементів потенціальної структури виконують, як правило, функціонально надмірними, щоб забезпечити достатню гнучкість, коли синтезують схеми з цих елементів. Так, крім елементів з одним ступенем комбінаційної логіки, перед інвертором часто використовують елементи з двома такими ступенями (так $x_1 \cdot y_1 \vee x_2 \cdot y_2$), розширюють набір тригерних елементів тощо.

Інформаційні потенціальні сигнали зумовили для кожної елементарної структури застосування системи прямих гальванічних (потенціальних) зв'язків між елементами, завдяки яким забезпечується неперервність перетворених сигналів. За потенціальних зв'язків майже не застосовують спец. елементів затримки, що зміщують сигнали в часі. Щоб входні сигнали тригерів не залежали від їхнього стану, для П. е. с. у нагромаджувальних схемах використовують здебільшого двотактну систему обміну інформацією (див. *Логічний затримувальний елемент*). Одна з тактичних серій керує літанням вихідної інформації в тригерів нагромаджувальної схеми (ці тригери наз. основними) і забезпечує передавання інформації (і одночасно логічне перетворення її) в допоміжні тригери, а друга серія сигналів забезпечує передавання в допоміжних тригерів в основні. Часто функціональні перетворення інформації, в той час, коли діє та чи інша серія, ідентичні. Простим прикладом двотактної схеми є реалізація літального каскаду з двох тригерів з окремими входами (мал. 2). При цьому обирають сигнали обох тактових серій t_1 і t_2 з тривалістю, що відповідає здебільшого часові перемикавання одного тригера (включаючи й час проходження сигналу валуусу тригера через його комбінаційні логічні схеми). Крім того, сигнали t_1 і t_2 потрібно всувати на піаперіод, щоб між ними не було часового перекривання.

Практично в П. е. с. використовують кілька різновидів двотактної синхронізації. Серед них є варіанти з окремим, тобто двопроводовим подаванням двох тактових серій, полярність тактових сигналів обох серій здебільшого однакова. Останнім часом набули поширення варіанти схем П. е. с. з однопроводовим подаванням тактових сигналів, при цьому реалізується й двотактний режим, бо чистина перемикачів у схемі реалізується при подаванні тактового сигналу, решта перемикачів виконують лише після того, як прийняття тактовий сигнал. Як приклад, на мал. 3 наведено схему літального каскаду з однопроводовим подаванням тактових сигналів (а), які використовують, як і схема на мал. 2,

два тригери з запуском, і часову послідовність процесів схеми (б); універсальні елементи схеми й емпіри вихідних сигналів, що відповідають їм, позначено однаковими цифрами. У зв'язку з тим, що неможливий додатковий асинхронізм у часі між двома різними тактами, однопроводовий варіант двотактної синхронізації ставить суворіші вимоги до розподілу часу перемикання елементів. Проте вигоди від однопроводового запуску схеми для ПІ інтегрального виконання часто є домінуючим фактором. На практиці широко застосовують



1. Схема тригера з запуском на окремих входах від універсальних логічних елементів.
2. Двотактна схема лічильного каскаду з двома входами запуску.
3. Схема лічильного каскаду в однопроводовій подаванні тактових сигналів (а) і часова діаграма процесів (б).

і схеми П. е. с. з багатотактною синхронізацією. Зокрема, багатотактну синхронізацію доцільно застосовувати в тих випадках,

коли робоча частота логіки вузла істотно нижча за робочу частоту використовуваних елементів. Схема П. е. с. з однократною синхронізацією (без застосування додаткових тригерів), де використовують явища короткочасного задержування інформації, застосовують обмежено, бо, по-перше, важко забезпечувати потрібну надійність, і, по-друге, технологічність виробів, реактивних елементів низька.

Розвиток і застосування варіантів схем П. е. с. пов'язані з переходом на технологію мікроелектронних інтегральних схем, яка дає змогу одержувати в одному виробничому циклі всі радіодеталі, напівпровідникові прилади, з'єднувальні проводи, що їх використовують для побудови логіки, вузла. Саме П. е. с. забезпечує розвиток інтегр. мікроелектронних схем. Тут просто реалізується схема універсального елемента для побудови осп. логічних вузлів. П. е. с. можна реалізувати без ємностей, індуктивностей, мікромініятуризувати які досить складно. П. е. с. дуже зручна тим, що для реалізації її можна використати для елементів мінім. кількість різних компонентів (можна обмежитися транзисторами й опорами).

На сучасному етапі розвитку обчислювальної техніки П. е. с. порівняно з імпульсною елементною структурою, потенціально-імпульсною елементною структурою, має вади: для неї витрачається більше апаратури на реалізацію схем з пам'яттю, у неї більша, ніж в інших елементних структурах, споживана потужність, є й труднощі у формуванні сигналів за триахією. Але ці вади виявляються значно меншою мірою, ніж П. переваги. Див. також *Елементна структура ЦОМ*. В. Г. Кожухов.

ПОТЕНЦІАЛЬНИХ ФУНКЦІЙ МЕТОД — метод навчання розпізнавати образи, що ґрунтується на апроксимації вирішувальної функції розв'язання ПІ з ряд за відомою системою функцій (див. *Розпізнавання образів*, *Навчання розпізнавати образи*). При реалізації П. ф. м. припускають, що *правило вирішувальне* можна подати у вигляді

$$d = \text{sign} \sum_{i=1}^N c_i \varphi_i(x) \quad (1)$$

де x — розпізнаваний сигнал, d — відповідь розпізнавальної системи про належність сигналу x до того чи іншого класу, $\varphi_i(x)$ — заздалегідь відомі ф-ції від сигналу, c_i — наперед невідомі коефіцієнти, які треба визначити в процесі навчання. При цьому $N < \infty$. Якщо число $N = \infty$, то коефіцієнти c_i повинні задовольняти певну умову, а саме: треба, щоб ряд c_i/λ_i був збіжний при якійсь λ_i , які також становлять збіжний ряд. При скінченному N сукупність ф-цій $\varphi_i(x)$ можна розглядати як оператор, що відображає множину сигналів x у N -вимірний простір ознак. Оскільки справджується припущення (1), то в N -вимірному просторі ознак множини, що відповідають рівним класам, є лінійно

подільним, тому цей простір наз. спрямляючим простором. Отже, задання навчання полягає в знаходженні гіперплощин у спрямлюючому просторі, що поділяє дві множини, які відповідають різним класам. Процес навчання полягає в послідовному змішуванні вектора $c = \{c_1, c_2, \dots, c_N\}$ за таким алгоритмом. Нехай після подання сигналу x^1, x^2, \dots, x^{i-1} у процесі навчання одержано вектор c^{i-1} . Потім подано сигнал x^i , якому у спрямлюючому просторі відповідає вектор $\varphi^i = \{\varphi_1(x^i), \varphi_2(x^i), \dots, \varphi_N(x^i)\}$. Одночасно в подання цього сигналу зазначається величина d^i — його належності до того чи іншого класу. Внаслідок подання сигналу x^i вектор c^{i-1} замінюється вектором c^i , що його обчислюють за формулою

$$c^i = c^{i-1} + \alpha (c^{i-1}, \varphi^i \cdot d^i) \varphi^i \quad (2)$$

де величина $\alpha (c^{i-1}, \varphi^i \cdot d^i) = d^i - \text{sign} (c^{i-1}, \varphi^i)$. Ф-ла (2) означає, що вектор c змінюється тільки тоді, коли класифікація розпізнавальною системою сигналу x не відповідає справжній належності сигналу до цього класу.

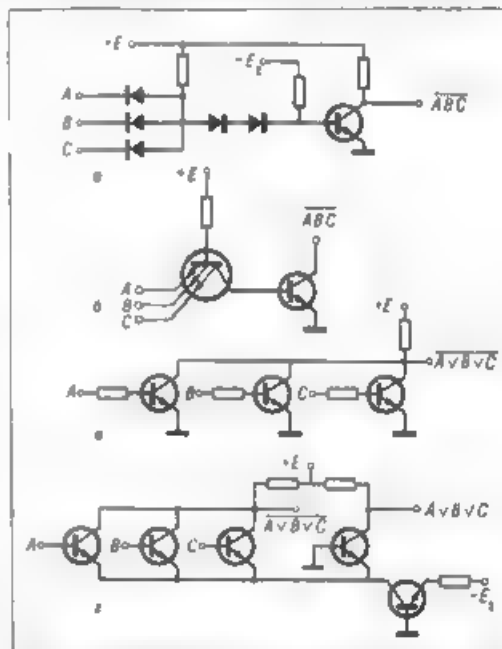
Якщо розмірність спрямлюючого простору велика, користуються видозміненою алгоритму (2). Для цього вводять ф-цію $K(x, y) = \sum_{i=1}^N \varphi_i(x) \varphi_i(y)$, яку наз. потенціальною ф-цією. Значення ф-ції $K(x, y)$ при деяких x, y наз. потенціалом, збудженим у точці x наявністю сигналу в точці y . Для будь-якого розпізнаваного сигналу обчислюють суму потенціалів, збуджених у цій точці сигналами з якоїсь множини X^+ , що відповідає одному класові, й вираховують суму для множини X^- , до якої входить деякі сигнали іншого класу. Сигнал відносять до того чи іншого класу залежно від того, яка з цих сум більша. Видозмінювання описаного вище алгоритму (2) полягає у формуванні множини X^+ , X^- . Нехай після подання i -го сигналу було сформовано множини X_{i-1}^+ і X_{i-1}^- . Нехай подано черговий сигнал x_i і вказано потрібну відповідь d_i^+ . Якщо відповідь розпізнавальної системи, що її обчислюють за формулою

$$d = \text{sign} \left[\sum_{x \in X_{i-1}^+} K(x^i, x) - \sum_{x \in X_{i-1}^-} K(x^i, x) \right] \quad (3)$$

збігається з потрібною відповіддю, то множини X^+ і X^- не змінюються. А якщо ні — то сигнал x^i включається в множину X^+ , якщо $d_i^+ = +1$, або в множину X^- , якщо $d_i^+ = -1$. Обидві описані реалізації П. ф. м. цілком еквівалентні одна одній. У цьому можна переконатися, підставивши у ф-лу (3) наведений вище вираз для $K(x, y)$. П. ф. м. є узагальненням алгоритмів *перцептрона*.

Літ. А. Аверман М. А., Браверман Е. М., Раєвський Л. М. Метод потенціальних функцій в теорії обучення машин М., 1970 [Бібліот. с. 384].

ПОТЕНЦІАЛЬНІ ЛОГІЧНІ ЕЛЕМЕНТИ — логічні елементи, призначені для перетворення інформаційних сигналів потенціального виду. Сигнали цього виду характеризуються наявністю логічного керування їхньою тривалістю. П. л. е. мають тільки безпосередні гальванічні зв'язки, що передають і перехідні, й усталені значення сигналів. П. л. е. класифікують за їхнім призначен-



Схеми потенціальних логічних елементів а — діодно-транзисторної логіки; б — транзисторно-транзисторної логіки; в — резисторно-транзисторної логіки; г — транзисторної логіки з емітерними зв'язками

ням і за характерними компонентами їхньої побудови. Крім того, П. л. е. розрізняють за деякими особливостями їхнього функціонування, наприклад, за режимом роботи транзисторів (схема з насиченням або без нього), за розташуванням джерела струму, що перемикається, і т. д. Осн функціональними типами П. л. е. є схеми збігу (схеми І), схеми поділу (схеми АБО) та інертори (схеми НЕ) потенціальних сигналів. Ці схеми виконуються у вигляді окремих елементів і у вигляді типових осадок. Найпоширенішими поєднаннями є схеми з активним виходом І — НЕ, АБО — НЕ, І — АБО — НЕ, кожна з яких реалізує універсальний логічний елемент ЦОМ (див. Дискретних елементів системи). Класифікаційний перелік П. л. е. за типом компонентів досить різноманітний. Звичайно в інтегральному виконанні найчастіше використовують П. л. е. діодно-транзисторної логіки (схеми ДТЛ), транзисторно-транзисторної

логіки (схеми ТТЛ), резисторно-транзисторної логіки (схеми РТЛ); цей варіант наз. ще схемами МТЛЕЗ — тобто схемами модифікованої транзисторної логіки з безпосередніми зв'язками і транзисторної логіки з емітерними зв'язками (схеми ТЛЕЗ). На мал. наведено характерні схеми, які виконують логічні функції $A \cdot B \cdot C$, $A \vee B \vee C$. Найпростіше виготовлять схеми РТЛ, які дають змогу одержати порівняно високу швидкодію (поширення сигналу затримується приблизно на 40 нсек) при невеликій споживаній потужності (близько 5 мвт). Недоліком схем РТЛ є низькі значення коеф. розгалуження й завадостійкості. Схеми ДТЛ вичає виготовити, вате вони дають змогу досягти доброго компромісу між такими параметрами, як затримка поширення сигналу, навантажувальна здатність, завадостійкість і споживана потужність. Схеми ТТЛ являють собою розвиток схем ДТЛ у тому розумінні, що для них вхідне коло і виконано у вигляді багатомірного транзистора, і цим досягнуто зменшення його паразитної ємності. Схеми ТТЛ — більш швидкодіючі, ніж схеми ДТЛ іхні недоліки — менший коефіцієнт розгалуження по входу. Ще більша швидкодія схем ТЛЕЗ, у яких транзистори не входять у насичення, на відміну від розглянутих схем, де через насичення транзисторів виникають затримки. У схемах ТЛЕЗ використовують принцип перемикання струму при малих змінах вхідних напруг. Недолік ТЛЕЗ — підвищена споживаність потужності й низька завадостійкість.

Характерними вітчизняними комплексами П. л. є, а тих, що їх застосовують найширше, є системи: «Урал-10», «МІР-1» (обидві на основі схем ДТЛ), елементи «БЭСМ-6» (на основі схем ТЛЕЗ), «Тропа» (на основі схем РТЛ) та деякі інші.

Комплекс «Урал-10» (як і «МІР-1») містить осн. універсальний логічний елемент І — НЕ — модулі А, Б і Г (іхній час перемикання становить відповідно 0,25, 0,63 і 6,3 мсек) та модулі трьох інших типів. Елементи «БЭСМ-6» за рахунок ефекту перемикання струму забезпечують час перемикання осн. елемента близько 30 нсек, причому при навантаженні 8—8 модулів цей час не перебільшує 50 нсек. Крім осн. елемента, яким є швидкодіючий підсилювач-перемикач струму з діодною логікою на вході, в цій системі є й окремі діодні логічні схеми, свед. підсилювач для роботи на високочастотний кабель та копірка світлової індукації. Для зменшення довжини зв'язків використовують плати з двобічним монтажем. Комплекс П. л. є. «Тропа» складено з шести інтегральних схем типу універсального логічного елемента з можливістю підняти додатково не більше як шість входів для утворення логічних функцій і ти АБО. Для даних П. л. є. затримка становить величину порядку 40 нсек, потужність розсіювання — 11—26 мвт, навантажувальна здатність — 2—8. Інтенсивно розвиваються П. л. є. на основі інтегральних схем

ТТЛ, які дають змогу значно поліпшити більшість тех. параметрів. Перспективи поліпшення робочих параметрів П. л. є. і зниження вартості реалізації їх багато в чому пов'язуються з підвищенням рівня їхньої інтеграції. Див. також *Потенціально-елементна структура ЦОМ*.

Лит. Патров В. П. Проектирование цифровых систем контроля и управления. М., 1987. 10 к. гл. А. Г. Цифровые вычислительные машины (элементы и узлы). М., 1971 (библиогр. с. 315—317).
Б. Г. Комулич.

ПОТЕНЦІАЛЬНО-ІМПУЛЬСНА ЕЛЕМЕНТНА СТРУКТУРА — структура, яка містить тригери з імпульсним запуском і потенціалним виходом — примив та інвертним, потенціалні й імпульсно-потенціалні вентиля, а також потенціалні інвертори та формуючі елементи. Робота структури ґрунтується на використанні тригерів статичних, що перемикаються імпульсними сигналами. На входах тригерів широко застосовуються імпульсно-потенціалні вентиля, керувані тригерами (у т. ч. й тригером, входом якого є даний імпульсно-потенціалний вентиль) або потенціалним інвертором по потенціальному входу. Наявність дозволяючого потенціалу на вентилі зумовлює проходження імпульсу, що надходить на його вхід. При цьому імпульсно-потенціалний вентиль служить для перетворення не лише інформації, а й виду інформаційного сигналу: потенціалний сигнал перетворюється на імпульсний, щоб інформація, виражена ним, занам'ятовувалася потім на тригери.

Застосовуючи в П. л. є. різні види сигналів, зручно будувати як комбінаційні, так і програмовувальні схеми, причому для цих схем тут не потрібно спеціальної синхронізації, яка необхідна у відповідно чисто імпульсних і чисто потенціалних схемах (див. *Імпульсна елементна структура, Потенціально-елементна структура ЦОМ*). Оскільки аргументи функцій передаються з виходів тригерів за допомогою потенціалних сигналів, імпульсні сигнали, як носії інформації, утворюються за допомогою генераторів однієї звичайно у вигляді двох керуючих серій імпульсів — мовних та зсувних. Приклади діючих потенціалних вентилів збігу й розділення наведено на мал. 1. Функції цих вентилів залежать від вибору відповідності між логічними і фіз. значеннями сигналів, причому, коли відповідність змінюється на зворотну, вентиль збігу стає вентилям розділення, а вентиль розділення — вентилям збігу. Реалізація ф-цій від великого числа аргументів на зазначених вентилях має значні переваги щодо зручності й економії апаратури при сингаї схем. Імпульсно-потенціалні вентиля служать для реалізації кон'юнкції двох аргументів, виражених потенціалним та імпульсним сигналами, і для перетворення потенціального сигналу на імпульсний. Вони є ланками, що зв'язують потенціалні логічні елементи ЦОМ і тригери. Вони також передають інформацію з одних тригерів на інші в процесі переробки П. Найчастіше

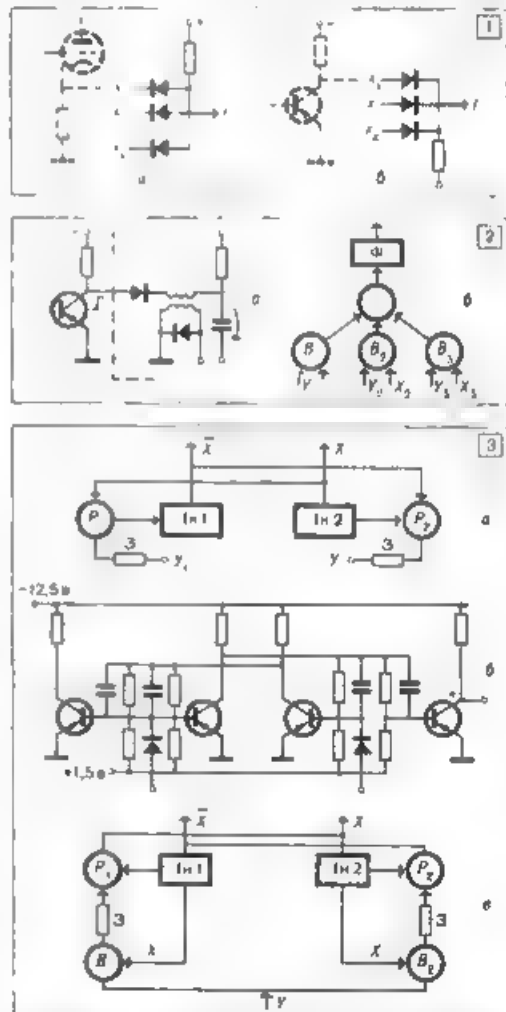
імпульсно-потенціальний вентиль (мал. 2, а) складається з кола діода і трансформатора з ударним збудженням, в якому струм протікає лише в момент надходження імпульсу при дозволеному значенні потенціалу, що відповідає логічному значенню «1». Вибір дозволеного значення потенціалу визначається умовою протікання струму вентилля через змінний опір джерела потенціалу. Так, ако-ристовуючи в машині напівпровідникові підсилювачі, потенціал можна знімати безпосередньо з колектора. При цьому зручно реалізувати логіч. функції безпосередньо на входах тригерів, а самі функції можуть мати вигляд: $\varphi = X_1 Y_1 \vee X_2 Y_2 \vee X_3 Y_3$, де X_i та Y_i — відповідно потенціальні та імпульсні сигнали (мал. 2, б). Деякі з сигналів X_i та Y_i можуть бути константами. При $X_1 = X_2 = X_3 = 1$ даний вентиль виконує функцію $\varphi = Y_1 \vee Y_2 \vee Y_3$, тобто є пристроєм розділення імпульсних сигналів. Конструктивно він являє собою трансформатор з кількома первинними й однією вторинною обмотками, на яких здійснюються операції кон'юнкції та дис'юнкції відповідно.

Інверсія логічних величин, представлених в розглядуваній П.-І. е. с. імпульсними сигналами, безпосередньо не реалізується, бо немає потрібного для цього пристрою, який реагував би на одночасне надходження двох імпульсних сигналів; інверсія логічних величин, представлених потенціальними сигналами, виконується безпосередньо за допомогою інвертора або посередньо — за допомогою тригерів. Тригер у П.-І. е. с. має два вихідні сигнали — прямий X та інверсний \bar{X} (мал. 3, а), кожний з яких знімається з відповідного вихідного елемента тригера залежно від вибору кодування «1» і «0». Функціонування тригера в П.-І. е. с. можна описати такими логічними виразами: для тригера з роздільними входами $X = X \vee Y_1 \vee Y_2$; для

тригера з лічильним входом $X = X \vee Y_1 \vee Y_2$.

Тут X — прямий вихідний сигнал тригера, Y_1 та Y_2 — вхідні імпульсні сигнали, які надходять відповідно на одиничний та нульовий входи тригера з роздільними входами; Y — імпульсний сигнал, який надходить на лічильний вхід тригера з лічильним входом; $\rightarrow 0m$ — затримка на одиницю дискретного часу. Іноді, щоб збільшити потужність вихідних сигналів і запобігти реакції навантаження (яка може призвести до помилкових перемикань), на виходах тригера встановлюють катоди чи емітери повторювачі або підсилювачі (мал. 3, б). На входах тригера встановлюють вентилі, що виконують певні логічні функції і перетворюють потенціальні вхідні сигнали на імпульсні, від яких спрацьовує тригер. Знімання інформації з вихідного елемента тригера і введення нової інформації на його вхідний елемент у даний П.-І.

е. с. виконується однократним способом. Умову обміну інформацією з тригером можна виразити так: сигнал, що знімає інформацію з тригера, й сигнал, що перемикає тригер, не повинні перетинатися за часом. Оскільки звичайно обидва ці сигнали утворюються одночасно, то сигнал, який перемикає тригер, затримують на час дії сигналу знімання. Ця затримка, як правило, здійснюється радіотех. засобами (3 на мал. 3, а). Надодержання цієї умови призводить до помилок. Введення затримки на вхід тригера дає змогу, зокрема, організувати економічнішу, ніж в інших елементних структурах,



1. Потенціальні структури: а — збігу, б — роздільні. 2. Потенціально-імпульсні вентилі: а — принципова схема з вихідним потенціальним сигналом від підсилювача на трансформаторі, б — блок-схема групи вентилів з вихідним формувачем Φ . 3. Структури тригера: а — блок-схема, б — принципова схема на напівпровідникових елементах з вихідним підсилювачем, в — блок-схема тригера з лічильним режимом.

схему тригера з лічильним входом. Для надійної роботи тригера величина затримки має забезпечити тимчасове зміщення сигналу, що дорівнює тривалості робочого імпульсу. Макс. частота перемикання тригера з лічильним входом при цьому визначається відповідним вибором мінім. часу між закінченням перемикального сигналу та вході тригера (тобто на вході його затримки) і початком сигналу, що знімає нову інформацію з тригера й надходить на вхід вентилля, керуваного тригером. Цей час наз. роздільною датою тригера. Щоб запобігти зменшенню її, затримка на вході тригера не повинна зміщувати вхідний сигнал більше ніж на величину тривалості сигналу. Для керування тригерами передбачаються дві зміщені синхронізовані серії імпульсних сигналів. Тривалість цих сигналів вибирають залежно від часу перемикання тригера, щоб досягти необхідної надійності його, причому стараються, щоб ця тривалість була мінімальною. Це сприяє зменшенню потрібної тривалості затримки на входах тригерів, завдяки чому поліпшуються швидкості й конструктивні характеристики П.-і. е. с. Період проходження керуваннях сигналів та воуз між їхніми серіями в часі залежить від повного часу перемикання тригера, його вибирають у такий спосіб, щоб на імпульсно-потенціальних вентилях на момент надходження імпульсу зстигав установитися дозволяючий потенціал.

До безперечних позитивних якостей П.-і. е. с. слід віднести те, що при побудові з них обчислювальних пристроїв витрачають невелику кількість апаратних. За витратою потужності П.-і. е. с. поступаються перед імпульсною структурою, але переважають потенціально. Недоліком П.-і. е. с. слід вважати чутливість до імпульсних перешкод, а також наявність в її складі реактивних елементів, що утруднює мікромініатюризацію та виконання елементів в інтегральному варіанті. Див. також *Елементна структура ЦОМ* Лтм. Рабинович З. П. Елементарне операційне в чисельних машинах К., 1966 [б-ліогр. с. 299—301]. Г. І. Норичев

ПОТЕНЦІАЛЬНО-НУЛЬОВА ТОЧКА — вузол електронного кола, потенціалом якого можна пектувати порівняно з потенціалами інших вузлів при досить установлених режимах роботи кола. Одержання П. н. т. — важлива задача при побудові електронної моделі. Розв'язують її, як правило, використовуючи електронні слідкуючі системи. Типовим прикладом П.-н. т. є відсумовувальна точка підсилювача операційного. Одержання П.-н. т. використовують при синтезі квазіаналогових моделей. Див. також *Потенціально-нульові точки метод.* В. Ф. Бодокимов.

ПОТЕНЦІАЛЬНО-НУЛЬОВІ ТОЧКИ МЕТОД — один із способів синтезу електронних квазіаналогових моделей різних об'єктів. Суть методу полягає в тому, що в електронному колі — квазіаналогові розв'язуваної задачі чи модельованого об'єкта — визначають

ряд вузлів, перетворення потенціалів яких на нуль приводить до того, що потенціали решти вузлів стають пропорційними шуканим невідомим величинам. Здебільшого як рівняння квазіаналогові в цьому разі використовують рівняння методу вузлових напруг. У схемі квазіаналогової моделі вводять регулювані джерела напруги або струму так, щоб вони могли змінювати потенціали вибраних вузлів. Під час розв'язування задачі на квазіаналоговій моделі величини напруги або струму цих джерел змінюють (вручну чи автоматично, за допомогою електронних слідкуючих систем) так, щоб забезпечити перетворення на нуль усіх потенціалів вибраних вузлів.

Розрізняють паралельний (одночасний) і послідовний (по черзі) варіанти П.-н. т. м. За паралельним методом потенціально-нульові точки одержують, використовуючи електронні слідкуючі системи по одній на кожну точку. Послідовний варіант П.-н. т. м. дає змогу зменшити кількість слідкуючих систем. Використання його приводить до динамічного моделювання методу. Спосіб змінювання величин напруг чи струмів регульованих джерел (зрівнювання електронного кола) має забезпечити збіжність цього процесу (див. *Співдієтні моделі*). Узагальненням П.-н. т. м. є метод еквівалентних точок, особливістю якого є те, що для забезпечення еквівалентності моделі та об'єкта щодо одержуваних результатів треба, щоб потенціали дорівнювали один одному в ряді вибраних пар вузлів.

Найхарактернішим прикладом застосування П.-н. т. м. є побудова схеми підсилювача операційного. Напруга, що діє у вхідному колі такого підсилювача, практично близька до нуля, і це забезпечує виконання матем. операцій над вхідними напругами без істотних похибок. Підсилювач постійного струму з великим від'ємним коеф. підсилення виконує тут функції електронної слідкуючої системи. Іншим прикладом застосування П.-н. т. м. може бути створення зрівнювальних квазіаналогових моделей систем лінійних алгебр, рівнянь і алгебр об'єктів, т. з. «альфа», «ро», «сігма» та ін. аналогів. При синтезі схем квазінегативних опорів і дельта аналогових моделей алгебр об'єктів застосовують метод еквівалентних точок. Лтм. Пухов Г. Е. Избранные вопросы теории математических машин. К., 1964; Пухов Г. Е. Методы анализа и синтеза квазіаналоговых электронных цепей К., 1967 [б-ліогр. с. 560—564].

ПОТІК БЕЗ ПІСЛЯДПІ — потік випадковий, який має ту властивість, що числа подій в неперетинних інтервалах часу — незалежні випадкові величини. Нехай $X(t)$ — число подій П. без п. в інтервалі $[0, t]$, $Y(t)$ — число різних моментів подій П. без п. у тому ж самому інтервалі; $t_1, \dots, t_{Y(t)}$ — ці моменти. Тоді $X(t) = v(t_1) + \dots + v(t_{Y(t)})$, де $v(t)$ — незалежні при різних t випадкові величини, сукупність яких не залежить від траєкторії процесу $Y(t)$. Якщо $MY(t) < \infty$.

то $Y(t) = Y_1(t) + Y_2(t)$, де $Y_1(t)$ і $Y_2(t)$ — незалежні випадкові процеси, причому $Y_1(t)$ — число подій деякого потоку Пуассона в інтервалі $(0, t)$, $Y_2(t)$ — число подій в інтервалі $(0, t)$ деякого ординарного сингулярного потоку. Ці події незалежні в сукупності і можуть відбуватися лише в моменти розриву функції $M Y(t)$. П. без п. однозначно у ймовірнісному розумінні характеризується функцією $M(t) = M Y(t)$, умовною ймовірністю $P_k(t)$, що k подій потоку в момент t відбудеться за умови, коли хоч одна така подія сталася, та ймовірностями $q(\tau_i)$ настання хоча б одної події в моменті τ_i розриву функції $M(t)$. Для також важливість відсутності післядії

І. М. Коваленко

ПОТІК ВИПАДКОВИЙ — залежить від випадку множина точок на прямій або в просторі R довільної природи. Поняття П. виникло в математиці як відображення різних фіз. явищ (поток акумуляцій у телефонії, потоку транспортних одиниць, потоку клієнтів на підприємствах масового обслуговування, скупчення зірок тощо). Теорію П. в. найбільш розроблено для випадку, коли R — числова пряма $\{-\infty < t < \infty\}$ або напівапряма $\{t \geq 0\}$.

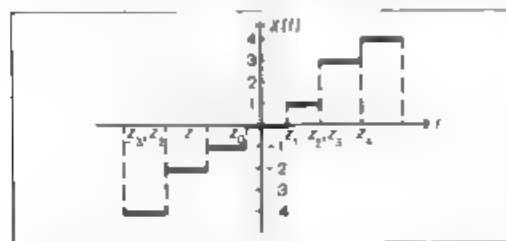
Якщо точки числової прямої або напіва прямої інтерпретувати як моменти часу, то точки, що належать до П. в., можна розглядати як моменти часу, в які відбуваються події П. в. Тому П. в. на прямій наз. ще й потоками однорідних подій. Потім однорідних подій задають випадковим процесом $X(t)$, де $X(t)$ — число подій потоку в інтервалі $(0, t)$ при $t \geq 0$; $-X(t)$ — число подій потоку в інтервалі $(t, 0)$ при $t < 0$. Потім однорідних подій можна задавати сукупністю скінченновимірних розподілів $P_n(t_1, \dots, t_n; k_1, \dots, k_n) = P\{X(t_1) = k_1, \dots, X(t_n) = k_n\}$, де n — будь-яке натуральне число, t_1, \dots, t_n — будь-які моменти часу, k_1, \dots, k_n — будь-які цілі числа ($k_i \geq 0$ при $t_i \geq 0$, $k_i < 0$ при $t_i < 0$). Така сукупність скінченновимірних

розподілів Z_n показано, напр., на мал. У заг. випадку кілька подій можуть відбуватися й одночасно. У відповідності з цим $X(t)$ може зростати стрибками, більшими за 1, а випадкова множина, що визначає П. в., може містити повторювані елементи. П. в., для якого в процесі $X(t)$ з ймовірністю 1 немає стрибків, більших за 1, наз. ординарним.

П. в. на прямій наз. стаціонарним, якщо при будь-якому τ випадковий процес $Y_\tau(t) = X(t + \tau) - X(\tau)$ має такі самі скінченновимірні розподіли, як і процес $X(t)$. П. в. у n -вимірному просторі наз. просторово однорідним, якщо для будь-якого m та будь-яких обмежених борелівських множин $\Delta_1, \dots, \Delta_m$ спільний розподіл числа точок потоку у множинах $\Delta_1, \dots, \Delta_m$ є інваріантним відносно одностороннього зсуву множин $\Delta_1, \dots, \Delta_m$ на довільний вектор n -вимірного простору. Кожен такий потік має інтенсивність μ і параметр λ . Іятенсивність стаціонарного П. в. μ є математичне сподівання числа подій потоку на відрізьку одиничної довжини. Параметр

потіку $\lambda = \lim_{t \rightarrow 0} \frac{\omega(t)}{t}$, де $\omega(t)$ — ймовірність того, що у фіксованому інтервалі довжини t відбудеться хоч би одна подія потоку. Для стаціонарного П. в. завжди справедливо нерівність $\lambda \leq \mu$, обидві ці величини можуть бути й нескінченними. І для нестаціонарних П. в. можна вводити характеристики, аналогічні параметрові й інтенсивності стаціонарного П. в.: миттєву інтенсивність $\mu(t) = \frac{d}{dt} M[X(t)]$ та миттєвий па-

раметр $\lambda(t) = \lim_{\tau \rightarrow 0} \frac{\omega(t, \tau)}{\tau}$. Для стаціонарних потоків однорідних подій властивість ординарності потоку еквівалентна тому, що ймовірність того, що в інтервалі $(0, t)$ можуть трапитися дві або ж більше подій потоку, є величина порядку $o(t)$ при $t \rightarrow 0$. Для стаціонарних ординарних П. в. $\lambda = \mu$ (теорема Королюка). Важливими характеристиками стаціонарних П. в., окрім інтенсивності й параметра, є функції Пальма — Хінчина. Якщо позначити через $h_k(\tau, t)$ ймовірність того, що в інтервалі $(0, \tau)$ відбулася хоч би одна подія П. в., а в інтервалі $(\tau, \tau + t)$ — k подій, границя функції відношення $h_k(\tau, t)$ до визначеної вище ймовірності $\omega(\tau)$ при $\tau \rightarrow 0$ буде k -ю функцією Пальма — Хінчина. Будь-який стаціонарний П. в. зі скінченною інтенсивністю має функції Пальма — Хінчина. Функцію $h_k(t)$ можна інтерпретувати як ймовірність умови того, що може трапитися k подій П. в. в інтервалі завдовжки t , що йде за подією П. в. Позначимо через $v_k(t)$ ймовірність того, що може трапитися k подій стаціонарного П. в. в інтервалі завдовжки t . Між функціями $v_k(t)$ й функціями Пальма — Хінчина існує взаєм-



розподілів є еквівалентною сукупності скінченновимірних розподілів випадкових величин $\{Z_n\}$, $-\infty < n < \infty$, де Z_n однозначно визначається тим, що $X(t) < n$ при $t < Z_n$ і $X(t) \geq n$ при $t \geq Z_n$. При $n > 1$ Z_n — момент настання n -ї події П. в. (після нульового моменту). Випадковий процес $X(t)$ та випад-

по одновзначна відповідність, а саме:

$$v_0(t) = 1 - \lambda \int_0^t \varphi_0(u) du;$$

$$v_k(t) = \lambda \int_0^t (\varphi_{k-1}(u) - \varphi_k(u)) du, \quad k > 0$$

Ф-ції $\varphi_k(t)$ можна визначити за рівностями

$$V_0(t) = -\lambda \varphi_0(t); \quad V_k(t) = -\lambda \varphi_k(t), \quad k > 0,$$

де

$$V_k(t) = v_0(t) + \dots + v_k(t)$$

У теор. дослідженнях і практичних задачах найчастіше застосовують П. в., які можна охарактеризувати досить простою системою параметрів або функцій. До таких П. в. належать потіки з обмеженою післядією, Полеміа потік, потік регулярний, потік без післядії, Пуассона потік та потік геометричний.

Значна частина теорії П. в. пов'язана із в'ясуванням умов збіжності потоків складної структури, що відображають різні ф-ці. процеси, до П. в. простої структури. Так, при підсумовуванні великої кількості малоінтенсивних П. в. одержаний у результаті цього П. в. при досить широких умовах буде близький до потоку Пуассона.

П. в. Пуассона з'являється і як граничний потік у схемі розрідження П. в. Нехай є послідовність П. в. у просторі R довільної вимірності. Позначимо через $\mu_n(\Delta)$ число точок n -го потоку у множині Δ , $\Delta \subset R$. Припустимо, що для будь-якої сфери Δ простору R і якоїсь послідовності $\Psi_n \rightarrow \infty$ виконується співвідношення

$$P\left\{|\mu_n(\Delta)(\Psi_n^{-1} \int_{\Delta} \lambda(x) dx - 1)| < \varepsilon\right\} \rightarrow 1 \quad n \rightarrow \infty$$

при будь-якому $\varepsilon > 0$, де $\lambda(x)$ — якась інтегровна ф-ція. Нехай подія n -го П. в. залишається в точці x з імовірністю $p(x) \Psi_n^{-1}$, незалежно від останніх подій, де $p(x) \lambda(x)$ — інтегровна ф-ція. Тоді потік залишених точок n -го потоку при $n \rightarrow \infty$ збігається до П. в. Пуассона з просторовою щільністю $p(x) \lambda(x)$.

Розглянемо П. в. з обмеженою післядією. Нехай $F(x)$ — ф-ція розподілу інтервалу між

подіями цього П. в., $\varphi(x) = \int_0^x \varphi(x-u) F(u) du$. Якщо

кожну подію П. в. залишити з імовірністю ε і позначити через γ/δ інтервал між залишеними подіями П. в., то

$$M[e^{-\gamma t}] = e^{\gamma \delta} \{1 - (1 - \varepsilon) \varphi(\delta)\}^{-1}$$

Можливими границями цього виразу при $\varepsilon \rightarrow 0$, $\delta \rightarrow 0$ можуть бути лише ф-ції вигляду

$$\varphi(x) = \frac{1}{1 + cx^\beta}, \quad \text{де } c > 0, 0 < \beta \leq 1. \text{ Випадок}$$

$\beta = 1$ відповідає збіжності розрідженого П. в. у зміненому масштабі часу до П. в. Пуассона.

П. в. відіграють велику роль під час дослідження випадкових процесів. Це потоки різних подій, пов'язаних з поведінкою процесу: П. в. перетинів рівня, максимумів, точок перегину тощо. В багатьох випадках П. в. такого роду близькі до П. в. Пуассона. Нехай є стаціонарний гауссівський процес з кореляційною ф-цією $\rho(u)$. Потік виходів такого процесу на рівень, що необмежено збільшується, якщо відповідно змінити масштаб часу, збігається до П. в. Пуассона, якщо

$$\int_0^b \frac{1}{x} |\rho'(x) - \rho'(0)| dx < \infty, \quad b > 0$$

$$\rho(t) = O\left(\frac{1}{\ln t}\right), \quad \rho'(t) = O\left(\frac{1}{\sqrt{\ln t}}\right), \quad t \rightarrow \infty.$$

Численні практичні задачі призвели до необхідності перенести теорію П. в. на простори довільної природи. У заг. випадку П. в. визначають так. Нехай Ω — простір елементарних подій ω , \mathcal{M} — σ -алгебра подій, $P(A)$ — імовірнісна міра, визначена при всіх $A \in \mathcal{M}$. Тоді П. в. є відображенням простору Ω в клас точкових множин заданого простору R (напр., прямої). Звичайно припускають, що в імовірності P з будь-якої обмеженої частини простору (компакти) в лише скінченна множина точок П. в. При такому припущенні П. в. можна задати випадковою цілочисловою мірою $\mu(\Delta, \omega)$, де Δ — будь-які обмежені борелівські множини простору R , ω — точки простору Ω , $\mu(\Delta, \omega)$ — число точок П. в., що належать до множини Δ . Оскільки внаслідок прийнятих умов множина точок простору R , що утворює П. в., є скінченною або зліченною, П. в. можна задати й послідовністю для точок $\{x_n\}$, де $x_n = x_n(\omega)$.

Для потоків у просторі довільної вимірності, заданих випадковою мірою $\mu(\Delta, \omega)$, поняття ординарності визначають так: П. в. наз. ординарним, якщо з імовірністю 1 простір R можна покрити системою борелівських неперетинних множин Δ_n , де Δ_n можуть залежати від ω так, що $\mu(\Delta_n, \omega) \leq 1$ для всіх n .

В останній час досліджено провідну й параметричну міри П. в., заданого на довільному вимірному просторі (зокрема, таким n -вимірний простір). Нехай П. в. задано випадковою мірою $\mu(\Delta) = \mu(\Delta, \omega)$, де Δ — множина заданого простору, ω — елементарні події. Тоді провідною мірою П. в. наз. ф-цію множин Δ , яка дорівнює матем. сподіванню $\mu(\Delta)$. Параметричною мірою П. в. наз. ф-цію множини Δ вигляду

$$\lambda(\Delta) = \sup_{\{\Delta_\alpha\}} \sum_{\alpha} P\{\mu(\Delta_\alpha) > 0\}$$

де Δ_α — підмножини множини Δ такі, що утворюють розбиття цієї множини, і що в них мають сенс імовірності, які фігурують у означеній сумі. В досить заг. умовах на не-

стаціонарні потоки у вимірних просторах переносяться теорема Короліка в термінах провідної та параметричної мір. Див. також Потік нестаціонарний.

Літ.: Хінчин А. Я. Работы по математической теории массового обслуживания М., 1963 [бібліогр. с. 234-235]. Гнезденко В. В. Коваленко И. Н. Введение в теорию массового обслуживания М., 1966 [бібліогр. с. 424-428]. Крамер Г. Лидбеттер М. Стационарные случайные процессы. Пер. с англ. М., 1969 [бібліогр. с. 379-388].

І. М. Коваленко.

ПОТІК ВИХІДНИЙ — потік випадковий, утворений моментами закінчення обслуговування вимог у масового обслуговування системи. Вивчення П. в. має важливе значення, бо П. в. одних систем можуть правити за вхідні потоки для інших систем. Відомо, що П. в. n -лінійної системи масового обслуговування з очікуванням при найпростішому вхідному потоці (див. Пуассона потік) з параметром λ і експоненціальному розподілі часу обслуговування в параметром μ є найпростішим потоком з параметром $\lambda' = \min\{\lambda, n\mu\}$. На основі цього побудовано теорію складних систем масового обслуговування, що складається з багатьох приладів і до того ж таких, що вимоги, які обслужив один прилад, можуть надходити для наступного обслуговування на інші прилади. П. в. адельшого має складнішу ймовірнісну природу, ніж вхідний потік. Спостереження П. в. можна використовувати для оцінки розподілу, пов'язаних з функціонуванням системи масового обслуговування.

І. М. Коваленко.

ПОТІК ГЕОМЕТРИЧНИЙ — потік випадковий подій, що можуть відбуватися тільки в моменти часу вигляду $a + k\Delta$, де a, Δ — сталі числа, k — цілі числа в деякому інтервалі (адельшого) $[0, \infty)$ або $(-\infty, \infty)$, який характеризується тим, що в будь-який згаданий момент подія потоку може відбутися з ймовірністю p незалежно від того, чи відбудуться інші події. Реалізацію П. г. можна зобразити як послідовність нулів та одиниць, k -й символ якої дорівнює 1, якщо в момент $a + k\Delta$ сталася подія потоку, і 0 — якщо її не було. Довжина ξ серії одиниць і довжина η серії нулів у даній послідовності мають геом. розподіл $P\{\xi = k\} = (1-p)p^{k-1}$, $P\{\eta = k\} = p(1-p)^{k-1}$, $k \geq 1$, звідки й назва П. г. Якщо $\Delta \rightarrow 0$, $p \rightarrow 0$ так, що $p\Delta$ прямує до скінченного числа λ , то П. г. на границі переходить у найпростіший потік (див. Пуассона потік) з інтенсивністю λ . П. г. використовують, досліджуючи випадкові явища у пристроях дискретної дії типу цифрових автоматів.

І. М. Коваленко.

ПОТІК З ОБМЕЖЕНОЮ ПІСЛЯДІЄЮ — потік випадковий на напівпрямій, який характеризується такою властивістю: якщо $z_1, z_2, \dots, z_n, \dots$ — моменти подій потоку, розміщені в порядку зростання, то випадкові величини $z_1, z_2 - z_1, \dots, z_n - z_{n-1}, z_n, \dots$ незалежні в сукупності. Найбільшого поширення набув частковий клас П. з о. н. — рекурентні потоки, для яких усі $z_{n+1} - z_n$ мають од-

накові розподіли при $n \geq 1$ і які, отже, характеризуються розподілом двох випадкових величин z_1 і $z_2 - z_1$. У разі, якщо ці розподіли експоненціальні з одним і тим самим параметром, П. з о. н. зводиться до найпростішого потоку (див. Пуассона потік).

І. М. Коваленко.

ПОТІК ІНФОРМАЦІЙНИЙ ЗАМКНЕНИЙ — див. Інформаційні потоки науки.

ПОТІК НАЙПРОСТІШИЙ — стаціонарний, з постійною інтенсивністю, Пуассона потік.

ПОТІК НЕСТАЦІОНАРНИЙ — потік випадковий, для якого порушується умова стаціонарності — незмінність розподілів випадкових векторів $\{\mu(\Delta_1), \dots, \mu(\Delta_n)\}$, де $\mu(\Delta)$ — число подій потоку в інтервалі Δ — при одночасному зсуві всіх Δ на будь-який відрізок. Як правило, на практиці П. н. можна розглядати як стаціонарний протягом досить малого інтервалу часу (напр., потік телефонних викликів протягом години наближено стаціонарний, тоді як протягом доби цей потік явно нестаціонарний). Інколи П. н. зводиться до стаціонарного перетворенням часу (див. Пуассона потік). У багатьох випадках П. н. є асимптотично стаціонарним, тобто якщо $X(t)$ — число подій П. н. в інтервалі $(0, t)$, то при $t \rightarrow \infty$ випадковий процес $X(t + \tau) - X(\tau)$ збігається щодо збіжності всіх скінченновимірних розподілів до числа подій в інтервалі $(0, t)$ стаціонарного потоку. Моделі П. н. використовують, вивчаючи системи, що мають часові коливання в завантаженні (напр., завантаження телефонної мережі протягом доби).

І. М. Коваленко.

ПОТІК РЕГУЛЯРНИЙ — потік випадковий на прямій, для якого ймовірність того, що подія відбулася в довільний фіксований момент часу, дорівнює 0. Нехай z_n — момент появи n -ї події потоку. Потік вважають регулярним тоді й тільки тоді, коли всі z_n мають неперервну ϕ -цію розподілу. Якщо потік є фінітний, тобто математичне сподівання $\Lambda(t)$ числа його подій в інтервалі $(0, t)$ (провідна ϕ -ція) є скінченне при довільному t , то необхідною і достатньою умовою регулярності потоку є неперервність $\Lambda(t)$. Нехай $M(t)$ — матем. сподівання числа різних моментів подій потоку в інтервалі $(0, t)$ ($M(t)$, взагалі кажучи, буває менше від $\Lambda(t)$, оскільки в той самий момент можливі дві або кілька подій потоку). Якщо $M(t) < \infty$, то для регулярності потоку необхідна й достатня неперервність $M(t)$. Це твердження вірне й для потоків у n -вимірному просторі. Потік з обмеженою післядією є П. р. тоді й тільки тоді, коли момент першої події потоку після моменту $t = 0$ має неперервну ϕ -цію розподілу. Стаціонарний випадковий потік на прямій, число подій якого зчисленне, — завжди регулярний. Як показав рад. математик О. Я. Хінчин, усі фінітні ординари П. р. без післядії є Пуассона потоками.

Довільний П. р. без післядії X зі скінченим $M(t)$ має таку будову. Ї потік Пуассона Y , для якого $M(t)$ є провідною ϕ -цією; якщо

в момент t відбувається подія потоку Y , то в цей самий момент відбувається ξ_t подій потоку X . При цьому ξ_t незалежні в сукупності й мають розподіл, залежні від t .

Іноді називають регулярним і випадковий потік, який зображує послідовність подій, що настають через рівні проміжки часу.

І. М. Мельник.

ПОТІК У МЕРЕЖІ — модель математична однорідних фізичних потоків, наприклад, потоків однопроводових вантажів по транспортній мережі, потоків односторонньої інформації в сітках зв'язку, потоків рідини в трубопроводі тощо.

Граф Верка (I, U) визначає таку сітку. Кожній дузі $(i, j) \in U$ поставлено у відповідність певне число r_{ij} — Π пропускна здатність. Кожній вершині $i \in I$ поставлено у відповідність дійсне число d_i — Π інтенсивність, причому $\sum_{i \in I} d_i = 0$. Тоді Π у н.

наз. ф-цію x_{ij} , яку визначено на множині U і яка задовольняє такі умови:

$$\sum_{i \in I^+} x_{ij} - \sum_{i \in I^-} x_{ji} = d_j, \quad (i, j) \in U, \quad (1)$$

$$0 \leq x_{ij} \leq r_{ij}, \quad (i, j) \in U, \quad (2)$$

де $I^+ = \{i | (i, j) \in U\}$, $I^- = \{i | (j, i) \in U\}$.

Значення x_{ij} наз. величиною потоку по дузі (i, j) . Рівняння (1) є рівняннями збереження або неперервності. Вони відображають той факт, що для будь-якої вершини різниця між величиною витічного потоку й величиною втічного потоку повинна дорівнювати Π інтенсивності. Нерівності (2) вказують на те, що величина потоку по дузі не повинна перебільшувати пропускної здатності цієї дузі.

І. М. Мельник.

ПОТІК У МЕРЕЖІ НЕОДНОРІДНИЙ — модель математична багатопроводових вантажопотоків по транспортній мережі. На відміну від потоку у мережі з Π у м. н. кожній вершині $i \in I$ поставлено у відповідність p -вимірний вектор інтенсивностей $(d_i^1, \dots, d_i^k, \dots, d_i^p)$, де d_i^k — k -а інтенсивність цієї вершини, причому $\sum_{i \in I} d_i^k = 0$ для $k = 1, 2, \dots, p$. Тоді Π у м. н. наз. вектор-ф-цію

$x_U = (x_{ij}^1, \dots, x_{ij}^k, \dots, x_{ij}^p)$, яку визначено на множині U і яка задовольняє такі умови:

$$\sum_{i \in I^+} x_{ij}^k - \sum_{i \in I^-} x_{ji}^k = d_j^k, \quad i \in I, \quad (1)$$

$$k = 1, \dots, p,$$

$$\sum_{k=1}^p x_{ij}^k \leq r_{ij}, \quad (i, j) \in U, \quad x_{ij}^k \geq 0, \quad (2)$$

$$(i, j) \in U, \quad k = 1, \dots, p.$$

Ф-цію x_{ij}^k ($k = 1, 2, \dots, p$), визначену на U , наз. k -им потоком. Значення x_{ij}^k наз. величиною

k -го потоку по дузі (i, j) . Рівняння (1) є рівняннями збереження або неперервності. Вони відображають той факт, що для будь-якої вершини різниця між величиною витічного k -го потоку й величиною втічного k -го потоку повинна дорівнювати Π k -ій інтенсивності. Згідно з умовою (2) сумарна величина всіх k -их потоків по кожній дузі не повинна перебільшувати Π пропускної здатності

І. М. Мельник.

ПОХИБКА — величина, що характеризує міру близькості точних (наближуваних) та наближених значень розглядуваних величин. Абсолютною Π наближеного числа x наз. величину $\Delta x = x^* - x$, де x^* — точне число.

Відносна Π числа $x - \delta x = \frac{\Delta x}{|x|}$,

$x \neq 0$. Звичайно Δx та δx невідомі, бо невідомим є x^* . Тому на практиці абсолютною і відносною Π наз. відомі оцінки відповідно $|\Delta x|$ та $|\delta x|$. Якщо x — випадкове число і x_1, x_2, \dots, x_p — його можливі значення, яких воно набуває з відповідними ймовірностями

$$p_1, p_2, \dots, p_p, \text{ то } \sigma_x = \left(\sum_{i=1}^p p_i (x^* - x_i)^2 \right)^{1/2}$$

наз. середньоквадратичною Π x . Якщо випадкове число x набуває неперервної множини значень із щільністю $p(x)$, то середньоквадратична Π $\sigma_x = \left(\int_D (x^* - x)^2 \times \right.$

$\times p(x) dx \Big)^{1/2}$. Відносна середньоквадратична Π — $\varepsilon_x = \frac{\sigma_x}{|x|}$. Мірою Π наближеного числа x наз. $\mu_x = \Delta x$, якщо

$|x| < 1$ і $\mu_x = |\delta x|$, якщо $|x| > 1$.

Вказані характеристики наближених чисел узагальнюються на наближені вектори, ф-ції та елементи багатьох просторів абстрактних. Характеристикою точності наближеного вектора $X(x_1, x_2, \dots, x_n)$ можуть бути й вектори

$\Delta X, \delta X, \sigma_x, \varepsilon_x, \mu_x$, складені з відповідних величин для кожної компоненти x_i , і будь-

які норми і цих векторів. За відносно Π вектора X , що наближає вектор X^* , можна взяти й число $\delta x = \|X^* - X\|/\|X\| =$

$= \|\Delta X\|/\|X\|$, $\|X\| \neq 0$. Якщо вектор X випадковий і D — множина його можливих значень із щільністю $p(X)$, то середньоквад-

ратична похибка $\sigma_x = \left(\int_D \|X^* - X\|^2 p(X) dX \right)^{1/2}$,

відносна середньоквадратична Π — $\varepsilon_x =$

$= \frac{\sigma_x}{\|X\|}$. Мірою Π вектора X може бути

$\mu_x = \|\Delta X\|$, якщо $\|X\| < 1$; $\mu_x = \delta X$, якщо $\|X\| > 1$.

У випадку наближеної ф-ції $x(t)$ характеристиками Π точності можуть бути й ф-ції $\Delta x(t) = x^*(t) - x(t)$, де $x^*(t)$ — наближувана ф-ція, $\delta x(t) = \Delta x(t)/x(t)$, $x(t) \neq 0$.

$$\sigma_x(t) = \left(\int_{-\infty}^{\infty} p(x) (x^*(t) - x(t))^2 dx \right)^{1/2}; \mu_x(t) =$$

$= |\Delta x(t)|$, якщо $|x(t)| < 1$ та $\mu_x(t) = |\delta_x(t)|$, якщо $|x(t)| > 1$, всі можливі форми цих ф-цій, і всі можливі ймовірності характеристики цих ф-цій, якщо ф-ції випадкові. Важливою й досить заг. характеристикою близькості випадкової ф-ції $x(t)$ до оцінюваної випадкової ф-ції $x^*(t)$ є середній ризик

$$p(t) = \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} w(x, x^*) p(x, x^*) dx dx^*, \text{ де } p(x,$$

$x^*)$ — щільність розподілу x, x^* , а $w(x, x^*)$ — т. в. ф-ція зграт, або ф-ція ціни похибки. При відповідному виборі $w(x, x^*)$ середній ризик може збігатися з заданою ф-цією від математичного сподівання та дисперсії похибки $\epsilon = x - x^*$ або з ймовірністю того, що похибка не вийде з заданих границь тощо. У випадку, коли x наближає x^* в абстрактному метричному просторі X , за абсолютну Π , μ беруть відстань $p(x^*, x)$, а за відносну Π , μ — $p(x^*, x) / p(0, x)$.

Поняття середньоквадратичної Π , також узагальнюють на довільний метричний простір. Треба лише замінити ймовірнісну міру $\mu(x)$ на X ($\int \mu(dx) = 1$), а потім можна зам-

$$\text{ити } \sigma_x = \left(\int p^2(x^*, x) \mu(dx) \right)^{1/2}.$$

Залежно від способу виникнення розрізняють кілька осн. видів Π . Π чисельного методу або обчислювального алгоритму у виникає тому, що багато задач прикладної математики можна розв'язати за допомогою чисельних методів лише наближено. Цю Π у тех. літературі звичайно наз. принциповою або методичною. Π на рахунок реалізації чисельного методу на обчисл. машині наз. інструментальною, або прикладною. При надійній роботі ЦОМ цю Π наз. ще й Π заокруглення. Π , що виникає аналізом неточності початкових даних, у матем. літературі наз. неусувною або спадковою, а в технічній — трансформованою, або перехідною. Докладніше про зазначені види Π та способи оцінок їх дов. *Похибка обчислювальної теорії.*

В. В. Іванов

ПОХИБКА РОЗВ'ЯЗУВАЛЬНОГО ЕЛЕМЕНТА — кількісна міра точності розв'язувального елемента, тобто властивості, яка характеризує ступінь близькості наближено обчисленої ним математичної величини $y_{об}$ до справжнього її значення y . Справжнє значення обчислюваної величини y у загальному випадку можна подати за виразом

$$y(t) = f(x_1(t), q_1, t) \quad (1)$$

де f — реалізовувана операція (алгоритм); $x_i(t)$ — вхідні величини ($i = 1, 2, \dots, n$); q_j — параметри (внутрішні) розв'язувального елемента ($j = 1, 2, \dots, m$); t — час. Залежність

(1) спрощується, якщо вхідні величини сталі, а розв'язувальний елемент є статичним (безінерційним). У цьому разі точна обчислювальна величина

$$y = f(x_1, q_1). \quad (2)$$

Реальна обчислена величина виражається за виразом

$$y_{об}(t) = f^*(x_1(t) + \Delta x_1(t), q_1 + \Delta q_1, t) \quad (3)$$

або в статичному випадку

$$y_{об} = f^*(x_1 + \Delta x_1, q_1 + \Delta q_1). \quad (4)$$

де f^* — фактично реалізована операція, що апроксимує точну операцію f ; Δx_1 — можливі вхідні величини; Δq_1 — похибки параметрів розв'язувального елемента.

Динамічні властивості розв'язувального елемента, визначувані за формулами (1) і (3), свідчать про необхідність аналізу динамічної похибки вихідної величини, яка являє собою в загальному випадку функцію часу. Це твердження лишається правильним і при аналізі похибок статичних розв'язувальних елементів з урахуванням динамічних властивостей, зумовлених наявністю інерційних паразитних параметрів. Статичні похибки відповідають усталеним режимам розв'язувальних елементів або мають місце в статичних розв'язувальних елементах, якщо знехтувати паразитними інерційними параметрами. Здебільшого на практиці похибки представляють числами, бо зручніше розглядати похибки функції при фіксованих значеннях аргументу, оцінки цих значень, граничні величини тощо, й це дає можливість надати користуватися виразами (2) і (4).

Повну (вихідну, сумарну, експлуатаційну, похибку результату) абсолютну похибку

$$\Delta y_{об} = y(t) - f^*(x_1 + \Delta x_1, q_1 + \Delta q_1) - f(x_1, q_1)$$

і відносну похибку

$$\delta = \frac{y_{об} - y}{y} = \frac{\Delta y}{y} \approx \frac{\Delta y}{y_{об}}$$

у детермінованому вигляді застосовують лише при відомих y , тобто практично при розв'язуванні контрольних задач. У практиці застосовують оцінки абсолютної та відносної похибок

$$\Delta y > |y_{об} - y|,$$

$$\delta_y > \frac{|y_{об} - y|}{|y|} \approx \frac{|y_{об} - y|}{|y_{об}|},$$

пов'язані співвідношенням

$$\Delta y = |y_{об}| \delta_y$$

При випадковому характері факторів, які впливають на величину похибки, використовують поняття граничної похибки ($\Delta y_{гр}$, $\delta y_{гр}$)

як макс. значення похибки за сукупністю реалізацій обчисл. процесу або за сукупністю різних обчисл. пристроїв. Часто використовують оцінку наведеної відносної похибки

$$\delta y > \frac{\Delta y}{|y_{\text{об. макс}}|} \text{ або } \delta y > \frac{\Delta y}{|y_{\text{об. макс}}|} \cdot 100\%.$$

де $y_{\text{об. макс}}$ — найбільше значення реальної обчисленої величини. Повну похибку зручніше подати у вигляді суми складових похибок: методичної, випадкової та приладової.

Методична похибка Δ_M (принципова, похибка методу) зумовлена допустимим наближенням у реалізованій розв'язувальній елементом формулі (алгоритмі). Ця складова трапляється в перетворювачах функціональних диференціаторів і множильних пристроях. Для цілком визначених вхідних величин методичну похибку можна оцінити за виразом

$$\Delta_M > |f^*[x_i, j] - f[x_i, q_j]|$$

або навіть визначити (якщо має місце аналітичність). Тоді ця складова є систематичною похибкою, її можна компенсувати.

Спадкова похибка Δ_c зумовлена первинними похибками вхідних величин. Оскільки первинні похибки є, як правило, випадковими величинами, то спадкова похибка являє собою такою випадкову величину, для якої розрахунками можна одержати або оцінку, або ймовірнісні характеристики: закон (функцію) розподілу, щільність ймовірності, математичне сподівання, дисперсію і, в разі потреби, моменти вищого порядку. При цьому відправною для аналізу є залежність

$$\Delta_c = f[x_i + \Delta x_i, q_j] - f[x_i, q_j]$$

якщо у випадку лінійності (або лінеаризації) й малої величини первинних похибок розвиненням у ряд Тейлора дає можливість одержати розрахунковий вираз

$$\Delta_c \approx \sum_{i=1}^n \left(\frac{\partial f}{\partial x_i} \right) \Delta x_i \approx \sum_{i=1}^n \left(\frac{\partial y_{\text{об}}}{\partial x_i} \right) \Delta x_i$$

Якщо відомі математичні сподівання $M[\Delta x_i]$, дисперсії $D[\Delta x_i]$, а вхідні похибки є некорельованими, то, щоб визначити математичні сподівання й дисперсії спадкової похибки (абсолютної й відносної), використовують вираз

$$M[\Delta_c] = \sum_{i=1}^n \left(\frac{\partial f}{\partial x_i} \right) M[\Delta x_i]$$

$$D[\Delta_c] = \sum_{i=1}^n \left(\frac{\partial f}{\partial x_i} \right)^2 D[\Delta x_i]$$

Частинні похідні в наведених виразах можна визначити аналітично, експериментально або чисельними (машинними) методами. Якщо закон розподілу Δ_c є нормальним, то його

можна побудувати за $M[\Delta_c]$ та $D[\Delta_c]$, а за графічну похибку можна прийняти величину $\Delta y_{\text{сгр}} = 3 \sqrt{D[\Delta_c]}$ з ймовірністю 0,997.

Приладова похибка Δ_p (інструментальна, обчислювальна) похибка Δ_p зумовлює недосконалість розв'язувального елемента, тобто існування первинних похибок параметрів q_j , множина яких визначається кожною складовою частиною розв'язувального елемента. Осн. джерелами приладових похибок є підсилювачі, потенціометри, діоди, електронні ключі та реле.

У підсилювачі постійного струму (ППС) приладові похибки зумовлені скінченністю коэф. підсилення, вхідного й вихідного опорів; зміненням і дрейфом нульового рівня, впливом навантаження, нелінійними спотвореннями; тим, що фактичний опір відрізняється від номінального (розрахункового) в зворотному зв'язку та на вході; паразитними індуктивностями та ємностями; температурною нестабільністю; конденсаторами, тобто, тим, що їхня ємність відрізняється від номінальної завдяки абсорбції в діелектрику, втратами в ньому; температурною й часовою нестабільністю. У потенціометрах приладова похибка зумовлена неточністю встановлення передатного (масштабного) коефіцієнта, паразитними ємностями й індуктивностями, обмеженістю роздільної здатності (наявність витків), температурною нестабільністю (нагрівання та самонагрівання). У діодах, особливо напівпровідникових, цю похибку спричинює температурна нестабільність вольт-амперної характеристики та скінченні значення прямого й зворотного опорів. В електронних ключах причиною приладової похибки є скінченність прямого й зворотного опорів, температура й часова нестабільність, обмеження кутового коефіцієнта характеристик. У реле похибку спричинюють обмежена швидкодія, неодноразовість спрацювання й втрати в ізоляції та паразитні ємності.

Якщо похибки параметрів точно відомі й лише технологічно їх не можна усунути, то вони спричиняють систематичні приладові похибки, які можна достатньо точно визначити й компенсувати. Оскільки більшість похибок параметрів — випадкові величини або випадкові функції, то необхідний ймовірнісний аналіз для оцінки приладової похибки аналогічний аналізу для спадкової похибки (за тих самих умов).

$$\Delta_p = f[x_i, q_j + \Delta q_j] - f[x_i, q_j]$$

$$\Delta_p \approx \sum_{j=1}^m \left(\frac{\partial f}{\partial q_j} \right) \Delta q_j \approx \sum_{j=1}^m \left(\frac{\partial y_{\text{об}}}{\partial q_j} \right) \Delta q_j$$

$$M[\Delta_p] = \sum_{j=1}^m \left(\frac{\partial f}{\partial q_j} \right) M[\Delta q_j]$$

$$D[\Delta_p] = \sum_{j=1}^m \left(\frac{\partial f}{\partial q_j} \right)^2 D[\Delta q_j]$$

Розрахунок і підсумовування систематичних і випадкових складових похибок дають змогу визначити оцінку приладової похибки $\Delta y_{\text{д}}$ або Π граничне значення. Оцінки для повних похибок розв'язувального елемента звичайно визначають у вигляді

$$\Delta y_{\text{об}} = \Delta y_{\text{м}} + \Delta y_{\text{с}} + \Delta y_{\text{д}},$$

$$\delta y_{\text{об}} = \delta y_{\text{м}} + \delta y_{\text{с}} + \delta y_{\text{д}}.$$

У таблиці наведено деякі характеристики точності для розв'язувальних елементів найпоширеніших *аналогових обчислювальних машин* (ці значення є граничними для наведеної в табл. відносної похибки).

Характеристики точності розв'язувальних елементів деяких АОМ

Розв'язувальний елемент		Тип АОМ			
		МН-7, %	МН-14, %	МН-17М, %	ЭМУ-10, %
У статичному режимі	Суматор Множильний пристрій	0,5 1,5	0,3 0,3	0,3 0,3	0,1—0,25 Триггерний — 1, електромеханічний — 0,1—0,2
	Функціональний перетворювач	1—2	1—2	1—2	Електричний блок 1, електромеханічний блок — 4
Інтегратор (на 100 сек при сталій часу і сек і сталій входній напрузі)		0,5	0,3	0,3	0,2
Дрейф підсилювача постійного струму		5 мВ/20 го	—	—	30 мВ/8 год

Літ. Коган Б. Я. Электронные моделирующие устройства и их применение для исследования систем автоматического регулирования. М., 1963 [библ. стр. с 484—505]. Брусевич Г. Г. Доступная Б. Г. Основы теории быстро-решающих устройств. М., 1964. Проектирование и расчет вычислительных машин непрерывного действия. М., 1966 [ббл. стр. с 334]. Верлань А. Ф., Годлевский В. С., Ефимов Н. В. О значении параметров на точность блоков АВМ. «Вопросы радиотехники. Серия электронная вычислительная техника», 1969 в 4. Корн Г. Корн Г. Электронные аналоговые и аналого-цифровые вычислительные машины. Пер. с англ. Ч. 1. М., 1967 [библ. стр. с 453—456].

І. Везукий, А. Ф. Верлань.

ПОХИБОК ОБЧИСЛЮВАНЬ ТЕОРІЯ — розділ обчислювальної математики, який вивчає причини виникнення і способи оцінки похибок розв'язків задач прикладної математики.

Причини виникнення великих похибок (п.) неважко простежити, виходячи з такого характерного «технологічного ланцюжка» прикладної математики. Щоб дослідити будь-який реальний процес, складають його *модель математичну* (м. м.), яка лише наближено відображає досліджуваний процес. Причиною виникнення похибки м. м. є ідеалізація (спрощення) справжніх властивостей процесу, неповна адекватність матем. абстракції відображуваним властивостям реальності, неможливість точного обчислення, вимірювання або спостереження параметрів вибраної м. м. Щоб перевірити міру адекватності м. м. і процесу, спостерігають конкретні реалізації процесу й результати спостережень по-

рівнюють з відповідними реалізаціями м. м. Останні реалізації одержують, застосовуючи *чисельні методи* (ч. м.), які звичайно апроксимують первісним м. м. і роблять її придатною для розрахунку. П. цієї апроксимації (п. числових методів), а також п. реалізацій числових методів і п. спостереження або вимірювання реалізацій досліджуваного процесу треба враховувати, визначаючи похибку м. м. або міру адекватності м. м. і процесу. На цьому закінчується етап аналізу процесу. Якість аналізу визначається тим, наскільки висновок про ступінь адекватності м. м. і процесу, зроблений на основі порівняння окремих реалізацій м. м. і процесу, можна перенести на всі

яккі реалізації їх. На етапі синтезу процесу в задану мету, крім м. м. процесу, вводять м. м. мети й м. м. обмежень, за яких синтез можливий і доцільний. Синтез процесу теж потребує застосування числ. методів, які звичайно апроксимують вказані м. м. і зводять задачі до тих чи інших задач *програмування математичного*. Оцінку похибки м. м. можна одержати, порівнюючи дану м. м. в явно точнішому. П. первісної м. м. треба враховувати у формулюванні вимог до точності розв'язків різних задач, які ґрунтуються на цій моделі.

Заг. схему оцінки повної абсолютної п. розв'язку задач на ОМ у рамках заданої м. м. і осн. поняття П. о. т. можна описати так. Нехай відомі множини $I(\alpha)$ і $R(\alpha)$ відповідно можливих початкових даних і результатів розв'язування задач P класу α . Кожному елементу $I \in I(\alpha)$ відповідає елемент $R \in R(\alpha)$, який є результатом розв'язання задачі $P(I)$ з початковими даними I . Цей факт можна записати як $R = O(I)$ і вважати, що будь-яку задачу $P(I)$ можна звести до вказання результату якоїсь операції $O(I)$. В числ. розв'язуваннях задачі $P(I)$ замість I та R звичайно оперують якимись скінченно-вимірними числовими векторами $I_p = (i_1, i_2, \dots, i_p)$, $R_q = (r_1, r_2, \dots, r_q)$, $R_q(X) = A(X)I_p$, де A — обчислювальний алгоритм (о. а.) розв'язування даної задачі, X — вектор формальних параметрів о. а. A . При

цьому I_p є якийсь наближенням до вектора $I_p(i_1, i_2, \dots, i_p)$, зв'язаного з A , а R_q є наближенням до вектора R_q , зв'язаного з R . Припустимо, що $|i_k - i_k| \leq \epsilon_k$, $\epsilon_k > 0$, $\epsilon = (\epsilon_1, \epsilon_2, \dots, \epsilon_p)$. У стохастичних задачах остання оцінка відома лише з певною імовірністю. Вважатимемо, що векторам зряду I_p та R_q поставлено у відповідність елементи виду $\phi I_p \in I(\alpha) \cap R_q \in R(\alpha)$. Оператори ϕ й ψ природно вважати інтерпретаторами відповідно I_p й R_q . Візьмемо $R_{a,p,h} = O(I) \cap I_p$. Як показує дослідження *некоректне поставлення задачі*, $R_{a,p,h}$ на обов'язково наближається до R , коли $\phi I_p \rightarrow I$. Введемо $R_{a,p,h} = O_h \phi I_p$, $R_{a,p,h} \in R(\alpha)$, де h — скінченно-вимірний числовий вектор, а операцію O_h визначено на $I(\alpha)$. Якщо існують такі залежності $h = h(\epsilon)$ і $p = p(\epsilon)$, що $R_{a,p,h}(\epsilon) \rightarrow R$, коли $\epsilon \rightarrow 0$, то операція O_h регуляризує операцію O . Властивості $\phi I_p(\alpha) \cap R_{a,p,h}(\alpha)$, які проявляються при змінюванні p , дають змогу виявити властивості I та R і уточнити операцію O . На практиці часто необхідні властивості I та R відомі заздалегідь з фіз. міркувань (сукупність числових характеристик цих властивостей тоді є частиною вектора I_p). Припустимо, що на $R(\alpha)$ визначено якусь метрику ρ . Величину $\Delta_1 = \rho(R, R_{a,p,h})$ наз. спадковою (неусувною) п. розв'язку або п. за рахунок неточності початкових даних. Величину $\Delta_2 = \rho(R, \phi A(X) I_p)$ наз. похибкою ч.м. або п. обчисл. алгоритму $A(X)$. У тех. літературі Δ_1 й Δ_2 наз. відповідно перехідною (трансформованою) і принциповою (методичною) п. Якщо при наближенні p, q, x до граничних значень $\Delta_1 \rightarrow 0$, то о. а. $A(X)$ наз. збіжним. У практиці обчислювань звичайно потрібна величина $\delta = \rho(R, \phi A(X) I_p)$ і звичайна схема її оцінки $\delta \leq \rho(R, R_{a,p,h}) + \rho(R_{a,p,h}, \phi A(X) I_p) \leq \Delta_1 + \Delta_2$. Т. ч., важливо, щоб о. а. $A(X)$ забезпечували збіжність $\phi A(X) I_p$ до $R_{a,p,h}$. За реалізації о. а. на обчисл. машині Y , де Y — вектор параметрів, які характеризують ОМ, матем. операції змінюються псевдоопераціями або машинними операціями, вектор початкових даних апроксимується допустимим для записування в ОМ вектором. В результаті о. а. $A(X)$ перетворюється на о. а. або програму на ОМ — $A(X, Y)$.

а вектор I_p — на вектор $\tilde{I}_p = I_p(Y)$. Величину $\Delta_3 = \rho(\phi R_q, \phi A(X, Y) \tilde{I}_p)$ наз. п. реалізації о. а. $A(X)$ на ОМ (Y) . У тех. літературі цю величину наз. історичною похибкою (приладовою) похибкою. Для цифрової ОМ (ЦОМ) цю величину наз. п. заокруглення. В цьому разі можна показати $Y \subset \tau$ — кількості розрядів машинного представлення чисел. Збіжну послідовність о. а. $A(x_k)$ наз. стійкою, якщо $\Delta_1 \rightarrow 0$ при $\tau \rightarrow \infty$ рівномірно за k . Повна абсолютна п. розв'язку задачі $P(I)$ на ОМ (Y) за допомогою о. а. $A(X)$ дорівнює $\Delta(X, Y, I) = \rho(R, \phi A(X, Y) \tilde{I}_p) \leq \Delta_1 + \Delta_2 + \Delta_3$.

Детальні оцінки різних видів похибок присвячено великій кількості праць (див. *Наближені методи загальної теорії, Некоректне поставлення задачі, способи розв'язування і заокруглення похибок*). Тому розглянемо лише загальну характеристику оцінок п. і способів одержування їх. Найпростіше одержати мажорантні оцінки виду $\Delta(X, Y, I) \leq d(X, Y, I)$ або $\max_{I \in I(\alpha)} \Delta(X, Y, I) \leq$

$d(X, Y, I)$, де Δ — одна з можливих мір п. Якщо для якогось $I^* \Delta(X, Y, I^*) = d(X, Y, I^*)$ або $\Delta(X, Y, I^*) = d(X, Y)$, то мажорантні оцінки наз. не поліпшуваними. Мажорантна навіть не поліпшувана оцінка може бути дуже замкненою з тому розумінні, що задачі, для яких $\Delta \approx d$, можуть мати екзотичний характер і практично ніколи не траплятися. Тому доцільно внаходити й статистичні оцінки п.; оцінки математичного сподівання $M_1(\Delta)$, дисперсії $D_1(\Delta)$ та ін. імовірнісних характеристик Δ , вважаючи I за випадкову величину. Важливе значення має одержання т. з. асимптотичних оцінок п., які відшукати порівняно просто, враховуючи малі величини головних порядків і які побудувати граничних значень нарізюваних параметрів виявляються близькими до реальних п. Якщо оцінка п. достатньо просто виражається через початкові дані X, Y, Z , то її наз. априорною. Якщо оцінка використовує наближений розв'язок задачі або деякі інші величини, достатньо складні для обчислення за початковими даними, її наз. апостеріорною. Апостеріорні оцінки одержують звичайно точнішими за априорні. Але вираш у точності одержуємо, як правило, внаслідок додаткових, іноді досить громіздких, обчислень.

Таким чином, аналіз похибки доцільно вести за такою схемою:



Методи одержування різних оцінок п. доцільно поділити на такі чотири групи: аналітичні, алгоритмічні, або програмні, статистичного моделювання й комбіновані методи. При аналітичному способі провадять аналітичні оцінки, застосовують певні апріорні відомості про властивості розв'язків задачі, й знаходять апріорні оцінки п. Якість оцінок тут визначається місцевістю дослідника й кількістю апріорних відомостей. Разом з тим задачі одержування потрібних оцінок п. правомірно розв'язувати за допомогою відповідної бібліотеки стандартних програм на ОМ. Розробка й застосування таких програм становлять сутність алгоритмічного, або програмного, методу. В складних випадках, щоб одержати статистичні оцінки п., доцільно користуватися методом статистичного моделювання і для набору статистичних застосовувати числовий експеримент. Найефективнішим виявляється комбінований метод, коли весь алгоритм розв'язування задачі членують на частини, для кожної з яких можна успішно застосовувати один з названих методів.

Лит. Иванов В. В. Вопросы точности и эффективности вычислительных алгоритмов. В кн.: Обзор достижений в области кибернетики и вычислительной техники за 2 К. 1969. Вып. 2. Функциональный анализ и вычислительная математика. Пер. с нем. М. 1969. Издательство «Мир».

В. В. Иванов

ПОШУК ІНФОРМАЦІЇ АВТОМАТИЧНИЙ — послідовність формалізованих операцій, що виконуються тоді, коли треба знайти документи (статті, книги, науково-тех. звіти, описи до авторських свідоцтв і патентів тощо), в яких є необхідна інформація, й видати або самі документи або їхні копії чи фактичні дані — відповідь на запит. П. і. а. здійснюється за допомогою інформаційно-пошукових систем. Є два принципово різні підходи до розв'язування проблеми П. і. а. емпіричний і семантичний. В основі першого підходу, що панував переважно в початковий період розвитку П. і. а. в 50-х і на початку 60-х років 20 ст., — лежить припущення, що пошук інформації — це суцільно простий процес, моделювання й автоматизація якого потребують розв'язування лише завдань, які мають переважно тех. характер, тобто створення відповідних пристроїв для зберігання й пошуку інформації та складання словників термінів з відповідної галузі знань (словника дескрипторів). При цьому передбачається, що первинна обробка документів та інформаційних запитів (запис їхнього змісту за допомогою словника дескрипторів) здійснюватиметься вручну. В основі другого підходу, який набуває дедалі більшого визнання, лежить уявлення про те, що пошук інформації — складний творчий процес, об'єктом якого є словесний зміст документів. Відповідно до цього підходу П. і. а. передбачає моделювання інтелектуальної діяльності людини, пов'язаної з розумінням смислу текстів, що став можливим на основі

результатів відповідних лінгвістичних і логіч. досліджень (з використанням методів структурної лінгвістики й логічної семантики).

Розрізняють два різновиди П. і. а. — документальний (або документографічний) і фактографічний. При документальному П. і. а. у відповідь на запит, у якому сформульовано вимоги до шуканої інформації (напр., перелічено характеристики певного вузла або пристрою, що цікавить споживача), інформаційно-пошукова система видає документи, в яких є потрібна інформація, — опис вузла чи пристрою. При фактографічному П. і. а. система видає споживачеві безпосередньо шукану інформацію, — технічні дані вузла чи пристрою тощо. Розрізняють іще вибірковий (або диференційований) розподіл інформації та довідковий (або ретроспективний) пошук. При вибіркового розподілі інформації кожний наступний сеанс документального або фактографічного П. і. а. провадиться в новому масиві документів, що надійшли в інформаційно-пошукову систему за певний проміжок часу на одні й ті самі запити, які відображають відносно стійке коло інтересів абонентів системи — їхній «профіль». Мета вибіркового розподілу інформації — оперативно оповіщати абонентів системи про надходження нових документів за їхньою тематикою. При довідковому пошуку, навпаки, кожний наступний сеанс П. і. а. провадиться в усьому інформаційному масиві документів на разові запити. Мета довідкового пошуку — відбір інформації відповідно до виниклого запиту в усьому масиві нагромаджених документів. Звичайно, й перелік запитів при вибіркового розподілі інформації й масив документів при довідковому пошуку можуть поступово змінюватися внаслідок надходження нових запитів і документів і вилучення застарілих.

П. і. а. складається з двох осн. операцій — *індексування* і встановлення семантичної відповідності між запитами й документами. Індексування полягає в тому, що зміст документа або запиту формулюється в термінах *мови інформаційно-пошукової* у вигляді *пошукового образу документа* або, відповідно, *пошукового припису*. Індексування запиту зводиться до перекладу його з природної мови на інформаційно-пошукову мову. Індексування документа має два етапи — стислий виклад осн. змісту документа природною мовою (реферування) і переклад одержаного реферата на інформаційно-пошукову мову. Індексування при П. і. а. часто здійснюють вручну (це має деяким авторам відставу не вважати цю операцію до П. і. а.). Встановлення семантичної відповідності полягає у визначенні ступеня семантичної близькості між пошуковим приписом і пошуковим образом документа. Найчастіше критерій семантичної відповідності формулюється як ф-ція множини дескрипторів, що є одночасно в пошуковому приписі і в пошуковому образі документа. Передбачається, що чим більше спільних дескрипторів мають пошуковий припис і по-

шуковий образ документа, тим вищий буде ступінь семантичної близькості між ними.

Літ. Бернштейн Э., Лаутин Д., Чернявський В. Вопросы теории поисковых систем. М., 1966 [Бібліогр. с. 120—131]. Інформаційно-логічна система «БІТ». К., 1968 [Бібліогр. с. 215—217]. Мажайло А. Н., Черныш А. И., Гиларевский Р. С. Основы информатики. М., 1968 [Бібліогр. с. 728—735].

Е. Ф. Сторохович.

ПОШУКОВИЙ МАСИВ — див. *Масив інформаційний*.

ПОШУКОВИЙ ОБРАЗ ДОКУМЕНТА — текст інформаційно-пошуковою мовою, який поставлено в однозначну відповідність з документом і який відображає ознаки документа, потрібні для того, щоб на аналіз знайти його в інформаційно-пошуковій системі. Крім ознак, що розкривають тему документа, П. о. д. задебільшого містить і деякі додаткові відомості (бібліографічні описи, вихідні дані, тип документа та ін.). Зміст і структура П. о. д. визначаються типом інформаційно-пошукової системи, зокрема, мовою інформаційно-пошукової. Див. також *Пошуковий припис*.

Е. Ф. Сторохович.

ПОШУКОВИЙ ОБРАЗ ЗАПИТУ — те саме, що й *пошуковий припис*.

ПОШУКОВИЙ ПРИПИС — текст інформаційно-пошуковою мовою, який є результатом перекладу інформаційного запиту з природної мови і відображає ознаки документів (або фактів), які має відібрати інформаційно-пошукова система у відповідь на даний запит. У П. п. можуть зазначатися як тематичні, так і бібліографічні характеристики шуканих документів. Зміст і структура П. п. визначається типом інформаційно-пошукової системи, і, зокрема, мовою інформаційно-пошукової. Див. також *Пошуковий образ документа*.

Е. Ф. Сторохович.

ПОШУКУ ЕКСТРЕМУМУ ФУНКЦІЙ МЕТОДИ — див. *Мінімізації функцій методи. Оптимізації методи чисельні*.

ПРАВИЛО ВИРІШУВАЛЬНЕ в розпізнаванні образів — алгоритм, який дає змогу за результатами вимірювань певних ознак об'єкта (ситуації) прийняти рішення щодо значення цікавих для нас параметрів цього об'єкта, безпосередньо не спостережуваних при вимірюваннях (напр., рішення про те, до якого класу об'єктів, тобто образу, слід віднести цей об'єкт). П. в. звичайно виводять за два етапи. 1) вибирають, найчастіше на інтуїтивній основі, сукупність вимірюваних ознак об'єкта $x = (x_1, \dots, x_n)$. 2) будують П. в. $\delta(x)$, яке відображає множини Λ наборів ознак x об'єктів на множини Λ рішень λ , що приймаються відносно значень шуканих параметрів у об'єктах. Множина Λ найчастіше тотожна (точніше, ізоморфна) множині значень шуканих параметрів Γ , але в загальному випадку може відрізнятися від неї. Прикладом П. в. може бути алгоритм лінійного поділу образів у n -мірному евклідовому просторі X . Множини Γ та Λ тотожні і є скінченними множинами номерів класів (образів): $\Gamma = \Lambda = \{1, 2, \dots,$

$\dots, N\}$. Кожен клас характеризується певним опорним вектором (див. *Етапи у розпізнаванні образів*) $a_j = (a_{j1}, a_{j2}, \dots, a_{jn})$. Алгоритм відносить об'єкт, описуваний набором ознак $x = (x_1, \dots, x_n)$, до того з класів Λ , для якого максимальним є скалярний добуток $\sum_{i=1}^n x_i a_{ij}$.

П. в. використовувати в розпізнаванні образів, частково взято з теорії статистичних рішень, історично, оптимального керування теорії і т. п. Деякі з синонімізмів П. в.: вирішувальна функція, стратегія, алгоритм розпізнавання. В розпізнаванні образів П. в. часто задають за допомогою сімейства дискримінантних функцій або системи розділних поверхонь.

Кожна дискримінантна функція $f(x, y)$ зазначає кількісно ступінь «близькості» (схожості) наборів ознак x та y до представників одного з класів γ . П. в. відносить об'єкт, описуваний набором ознак x , до класу λ , для якого схожість є максимальною: $f(x, \lambda) = \max_{\gamma \in \Gamma} f(x, \gamma)$. Роздільні поверхні $\phi(x, \lambda) = 0$

розчленовують множини X на неперетинні підмножини $\Gamma_\lambda = \{x \in X : f(x, \lambda) > 0\}$, що відповідають розпізнаваним класам: $\phi(x, \lambda) > 0$, якщо об'єкт, описуваний набором ознак x , належить до класу λ , і $\phi(x, \lambda) < 0$ в протилежному разі.

У задачах розпізнавання образів прагнуть будувати П. в. так, щоб оптимізувати величину певного критерію якості розпізнавання.

Статистичні П. в. (див. *Статистичні методи розпізнавання*) будують на основі критерію ризику розпізнавання, тобто матем. сподівання втрат (напр., збитків через помилкові рішення). Можливі й інші критерії якості розпізнавання (зокрема, якщо П. в. вибирають з деякої обмеженої сім'ї алгоритмів, таким критерієм може бути кількість фактичних помилок при розпізнаванні об'єктів заданої контрольної сукупності, для яких відома правильна класифікація). Якщо статистичний критерій якості, крім збитків через помилкові рішення, враховує й вартість вимірювання кожної ознаки, найкраща якість досягається при послідовному П. в. Послідовне рішення виноситься за кілька етапів, причому кількість етапів змінюється від об'єкта до об'єкта. На кожному етапі, залежно від одержаних на попередніх етапах значень ознак розглядуваного об'єкта, або приймається рішення про наступне вимірювання, або виноситься остаточне рішення про значення шуканих параметрів цього об'єкта, й цим і завершується вирішення. Теорію оптимальних послідовних статистичних П. в. уперше запропонував амер. учений А. Вальд. Непослідовне П. в. формально можна розглядати як окремий випадок послідовного П. в., при якому кількість вимірювань завжди фіксована.

Розрізняють рандомізовані й нерандомізовані П. в. При нерандомізованому П. в. для кожного певного набору

ознак $x \in X$ щоразу означається одне відповідне йому рішення $\lambda = \delta(x)$. Рандомізоване П. в. для кожного такого набору ознак x задає лише певний умовний розподіл $g(\lambda|x)$ ймовірностей усіх можливих рішень $\lambda \in \Lambda$. При кожній новій появі конкретного набору ознак $x \in X$ відповідно до цього розподілу провадиться випадкове вибирання одного з рішень $\lambda \in \Lambda$. Нерандомізоване П. в. в окремим випадком рандомізованого, коли для кожного набору ознак $x \in X$ умовна ймовірність рішення відмінна від нуля лише при одному конкретному значенні $\lambda = \delta(x)$.
Г. Л. Гінсбург.

ПРАГМАТИКА — розділ семіотики, що вивчає відношення того, хто користується знаковою системою (інтерпретатора) до самої знакової системи. П. вивчає сприйняття осмислених виразів знакової системи відповідно до вирішувальних адатностей сприймаючого. Осп. ідеї П. виклав амер. логік Ч. Пірс (1839—1914), який сформулював проблематику П як семіотичної дисципліни. Згодом П. набула розвитку у працях амер. матем. А. Черча (п. 1903) та ін. авторів. Теоретична П. складається як природничонаукова теорія. У П. приймаються деякі гіпотези про власності та будову інтелекту, формулювання на основі даних нейрофізіології, експериментальної психології, біології, теорії перцепції тощо. Спостереження, що нагромаджуються в «лам'яті» інтелекту, можуть правити за вихідні дані для вивчення інтелекту, привести його до самоорганізації і, отже, змінювати його реакції під час сприйняття семантичної системи (якись формальна інтерпретована мова). Проблема теоретичної П. прилягає до програмування евристичного — галузі дослідження, що виникла останнім часом і вивчає правдоподібні міркування, результати евристичного програмування треба враховувати при побудові штучного розуму. Це в одних із стимулів розробляти численні а педедуктивними правилами виведення.

Тепер кабули великого копірення й роботи в галузі прикладної П. Зокрема, чимало досліджень, що провадяться в СРСР, в США та інших країнах, присвячено емпіричному аналізу розуміння людьми різних мовних виразів, вивченню ритмики та віршування, а також розробленню інформаційно-пошукових систем (однією з найважливіших проблем П., що стосується інформаційно-пошукових систем, є проблема порівнювання й оцінки різних систем залежно від точок зору споживачів). Ці роботи відіграють значну роль у розробленні таких проблем, як автомат. розпізнавання образів, машинний переклад тощо. Галузю прикладної П. є т. з. роботи — теорія побудови штучних інтелектів (роботів). Існує зв'язок і між П. та проблемами космічних комунікацій. Отже, дослідження з моделювання розумової і творчої діяльності людини тісно пов'язані з проблематикою П. Прагматичний підхід до проблем логіки дуже цікавий і в дослідженнях з основ математики.

Лит. Martin K. M. Toward a systematic pragmatics. Amsterdam, 1959. Карнан Р. Значення і необхідність. Пер. с англ. М., 1959 [бібліогр. с. 357—360]. Greenlewick H. Cybernetics without mathematics. Oxford — London. New York — Paris — Warszawa, 1960. Haggard D. Communication a log. cal. model. Cambridge, 1963 [бібліогр. с. 107—111]. В. Р. Фінк.

ПРЕДИКАТ — одне з фундаментальних понять логіки математичної, умова, сформульована в термінах якоїсь точної логіко-математичної чи неформальної мови, П. містить позначення для довільних об'єктів певного класу (змінної). При заміні змінних іменами об'єктів цього класу П. задає точно визначене висловлювання. Прикладами П. можуть бути вирази $(x > 2)$, $(x + 3) = y$, $(x > 3$ та $y < x)$. Якщо замінити x на 2 й y на 5, то другий з наведених П. визначає дійсне висловлювання, а решта — хибні. Можливі й інші варіанти вживання П. Так, іноді провадять отожднюванням, вважаючи, що символізм рівнозначних умов задає той же П. Висловлювання можна розглядати як окремий випадок П. з ефітативними змінними тощо.
А. Г. Драгалів.

ПРЕДИКАТИВНІСТЬ — особливість, пов'язана із засобами визначення множин у мові теорії. Нехай множину M визначено як сукупність усіх елементів x , що задовольняють умову $\mathcal{U}(x)$. Якщо при цьому формулювання умови $\mathcal{U}(x)$ така, що для його розуміння треба залучити клас множин G такий, що $M \in G$, то вважать, що визначення множини M є непередикативним. Непредикативні визначення часто трапляються в звичайних формулюваннях теорії множин (напр., в системі ZF Цермело — Френкеля), де в умовах $\mathcal{U}(x)$ фігурують необхідні квантори по всіх множинах і замість G можна взяти універсум усіх множин.

Давно помітили, що всі парадокси теорії множин містять непередикативні визначення і це може бути підставою для того, щоб вважати саме непередикативні визначення причиною парадоксів. Найпростіший засіб обмеження непередикативності застосовують у простій теорії типів Уайтхеда і Рассела, де всі множини поділяють на типи і сама множина має тип вищий, ніж її елементи. Але при цьому визначальні умови $\mathcal{U}(x)$ все ж таки можуть містити квантори того самого типу, що й тип x , і навіть вищих типів. Радикальніше непередикативність усувають у розгалуженій теорії типів, фрагментом якої є т. з. предикативний аналіз. У цих теоріях кожна множина x визначається уже в строгому розумінні предикативно. На жаль, предикативні теорії накладають помітні обмеження на свободу поводження з множинами, тому розвиток у межах цих теорій змістової математики утруднений. З другого боку, для предикативних теорій часто можна побудувати конструктивне доведення їхньої несуперечливості.

Лит. Kleene S. C. Introduction to metamathematics. New York — Toronto, 1952; Fraenkel A. A., Bar Hillel Y. Foundations of set theory. Amsterdam, 1958. А. Г. Драгалів.

ПРЕДСТАВЛЕННЯ ГРУП ТЕОРІЯ — розділ груп теорії, що в ньому вивчають гомоморфізми відображення абстрактної групи на групу операторів лінійних. Нехай G — скінченна група з елементами g_1, \dots, g_n ; T — група лінійних операторів \hat{T}_{g_i} в якому-

просторі R гомоморфна групі G . Тоді група T являє собою представлення групи G . Якщо простір R n -вимірний векторний простір, то будь-який його елемент \vec{x} можна розкласти по n ортах \vec{e}_k , що утворюють базис цього простору $\vec{x} = x_1 \vec{e}_1 + \dots + x_n \vec{e}_n$. Вважаючи оператор \hat{T}_{g_i} , припускаючи $\hat{T}_{g_i} \vec{e}_k =$

$= \sum_j T_{jk}(g_i) \vec{e}_j$ ($g_i \in G$). Отже, кожному елементу g_i групи G ставлять у відповідність матрицю $T(g_i) = \|T_{jk}(g_i)\|_{j,k=1}^n$. Скупність матриць $T(g_i)$, коли елемент g_i пробігає всю групу G , також утворює представлення, що його наз. матричним представленням порядку n групи G . Переходячи до нового базису $\vec{e}'_k = \sum_j v_{kj} \vec{e}_j$, матрицю представлення $T(g_i)$ зазнають перетворення подібності; представлення групи G матрицями $V^{-1} T(g_i) V$ ($g_i \in G$) наз. еквівалентним до представлення матрицями $T(g_i)$. В теорії лінійних представлень груп (т. а. в. г.) розглядають адеільшого унітарні представлення як одного з представників класу еквівалентних представлень. Якщо група матриць $T(g_i)$ ($g_i \in G$) ізоморфна групі G , то кажуть, що ці матриці дають точне представлення групи G . Напр., циклічна група третього порядку складається з трьох елементів $g_1 = e$, $g_2 = \omega$, $g_3 = \omega^2 = -1$ — одиничний елемент, ця група ізоморфна групі поворотів рівнобічного трикутника на кути 120° , 240° , 0° або 360° навколо осі, що проходить через центр трикутника перпендикулярно його площині чи групі трьох матриць:

$$T(g_1) = \begin{vmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \end{vmatrix}, \quad T(g_2) = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \end{vmatrix},$$

$$T(g_3) = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{vmatrix}.$$

Може бути й таке, що в просторі R_n , в якому визначено групу T , існує підпростір R_k ($k < n$), інваріантний відносно всіх операторів групи T , тобто для кожного $\vec{x} \in R_k$ вектор $\hat{T}(g_i) \vec{x} \in R_k$; таке представлення наз. звідним. Узявши верхніми k ортів у просторі R_n

орти підпростору R_k , усі матриці операторів групи T можна представити у блоково-трикутній формі:

$$T(g_i) = \begin{vmatrix} T_1(g_i) & T_{12}(g_i) \\ 0 & T_2(g_i) \end{vmatrix}.$$

Якщо в просторі R_n немає нетривіального інваріантного підпростору, то представлення наз. незвідним. Якщо простір R_n можна розкласти на інваріантні підпростори, що в кожному з них реалізують незвідне представлення, то йдеться про повну звідність або розпад представлення T ; при відповідному виборі базису матриці цього представлення мають квазидіагональний вигляд:

$$T(g_i) = \begin{vmatrix} \square & & \\ & \square & \\ & & \square \end{vmatrix}$$

Базис простору R_n , в якому відбувається розпад звідного представлення, називають каноничним.

Апарат т. а. в. г. широко використовують у фізиці й хімії, визначаючи симетричні багаточисельні молекули, кристали і різні симетричні квантовомеханічні системи, зокрема в теорії елементарних частинок. При цьому під симетрією системи розуміють інваріантність її матем. чи фіз. моделі відносно певної групи лінійних перетворень. Методи т. а. в. г. застосовують і в автоматичному керуванні теорії. В системах автомат. керування симетрія буває в структурі системи і в періодичності її функціонування. Симетрія є і в елементах корекції автомат. пристроїв (ланцюжки, мости, схемні схеми та ін.), у рухомих об'єктах керування, що складаються з великої кількості однотипних пружинних елементів, у розподілених системах керування типу керуючих середовищ з молекулярною структурою, в системах керування виробництвом і при аналізі ін. типів складних систем керування з просторово-часовою симетрією. Про представлення неперервних груп див. *Групи неперервні*.

Лит.: Либарський Г. Я., Теорія груп в ее примененіях в фізиці. М., 1958 (161б10гр. с. 345—349); Леанг С., Алгебра. Пер. с англ. М., 1968.

ПРИЙНЯТТЯ РІШЕНЬ В УМОВАХ НЕВИЗНАЧЕНОСТІ — задача, яка виникає при необхідності діяти в ситуації, що відома не повністю. Формулюють її адеільшого як задачу пошуку окремого найкращого (в якомусь розумінні) рішення на заздалегідь заданій множині допустимих рішень. Осн. трудність полягає в тому, що наслідки, пов'язані з прийняттям того або іншого рішення, залежать від невідомої ситуації. Ступінь неприйнятності цих наслідків прийнято вимірювати в умовних одиницях — втратах, яких, за припущенням, може зазнати активна особа, тобто той, хто приймає рішення. Осн. вихідною інформацією, необхідною для роз-

в'язування задачі, є функція втрат, що являє собою залежність втрат від двох аргументів: рішення та ситуації. Основний крок при розв'язуванні задачі полягає в перетворенні її ф-ції втрат у ф-цію ризику, яка відображує залежність ступеня ризику, на який іде активна особа, вже тільки від одного аргументу — від рішення, яке приймають. Спосіб такого перетворення неоднозначний і залежить від критерію ризику, що його вибрала активна особа. Від цього критерію залежить і зміст виразу «найкраще рішення»: найкращим наз. рішення, яке мінімізує ризик. Застосовність різних критеріїв ризику залежить від характеру невизначеності ситуації. Докладно вивчено два типи таких невизначеностей: невизначеність стану природи і невизначеність цілеспрямованої протидії. Задачі, пов'язані з невизначеностями 1-го й 2-го типів, вивчають відповідно теорія статистичних рішень та *теорія ігор*. Невизначеність стану природи, в свою чергу, буває двох осн. видів: коли про фактичний стан природи не відомо нічого, крім множини, з якої його можна вибрати; коли відомим є *розподіл ймовірностей* (або ф-ція щільності ймовірності) на множині можливих станів природи.

Формально задачу ставлять так. Нехай A — множина допустимих рішень, Θ — множина можливих ситуацій, φ — ф-ція втрат, тобто числова ф-ція, визначена на множині $A \times \Theta$ всіх пар вигляду (a, θ) , де $a \in A$ — рішення, $\theta \in \Theta$ — ситуація (число $\varphi(a, \theta)$ наз. втратою, що супроводить рішення a при ситуації θ). Зафіксувавши якесь рішення $a \in A$, а двоаргументної ф-ції φ одержимо нову (одноаргументну) ф-цію $\theta \rightarrow \varphi(a, \theta)$, визначену на множині Θ й таку, що відображує залежність втрати від ситуації при заданому й фіксованому рішенні a . Позначимо цю нову ф-цію через $\varphi(a, \cdot)$. Тоді усьому перетворенню ф-ції втрат φ на ф-цію ризику ρ можна здійснити, застосувавши до всіх можливих ф-цій вигляду $\varphi(a, \cdot)$ (де a перебігає множини A) якийсь функціонал Σ . Результат $\rho(a) = \Sigma \varphi(a, \cdot)$ застосування функціоналу Σ до ф-ції $\varphi(a, \cdot)$ являє собою число і наз. *риском*, пов'язаним з рішенням a . Найкращим рішенням, якщо воно існує, наз. таке $a^* \in A$, яке мінімізує ризик на множині рішень A , тобто задовольняє вимогу $\rho(a^*) = \inf_{a \in A} \rho(a)$. Коли

множина A скінченна, для неї можна визначити поняття *рандомізованого рішення* (в таких випадках рішення з A наз. *детермінованими*). Рандомізованим рішенням, заданим на множині A , наз. усьому певід'ємну числову ф-цію q , визначену на множині A і таку, що задовольняє вимогу $\sum_{a \in A} q(a) = 1$

(якщо множина A неперервна, сума замінюється інтегралом). Число $q(a)$ тоді наз. *ймовірністю* детермінованого рішення a щодо рандомізованого рішення q . Практичне застосування усякого рандомізованого рішення полягає в тому, що кидать жереб, який

визначає, яке детерміноване рішення з A треба в цьому разі прийняти, при цьому застосування рандомізованого рішення потребує такої організації кидання жереба, щоб детерміноване рішення a в ньому випадало з ймовірністю $q(a)$. Позначимо множинку всіх рандомізованих рішень, заданих на множині A , через \tilde{A} . Очевидно, для кожного $a \in A$ знайдеться таке еквівалентне йому рандомізоване рішення $q_a \in \tilde{A}$, відносно якого ймовірність $q_a(a)$ детермінованого рішення a дорівнює 1. Тому множинку \tilde{A} можна розглядати як результат поповнення множини A і, отже, доцільно ставити задачу пошуку найкращого рішення уже на множині \tilde{A} . Для цього необхідно продовжити ф-цію втрат φ з множини $A \times \Theta$ пар вигляду (a, θ) на множини $\tilde{A} \times \Theta$ пар вигляду (q, θ) . Серед втратою, що супроводить рішення $q \in \tilde{A}$ при ситуації $\theta \in \Theta$, наз. число $\tilde{\varphi}(q, \theta) = \sum_{a \in A} q(a) \cdot \varphi(a, \theta)$. Тобто співвідношення

$\tilde{\varphi}(q, \theta) = \varphi(a, \theta)$ справджується для будь-якої пари (a, θ) , означає, що ф-ція серед. втрат $\tilde{\varphi}$ є продовженням ф-ції втрат φ . Якщо для детермінованих рішень уже було вибрано критерій ризику, а, отже, й функціонал Σ , то за допомогою цього ж функціоналу Σ для рандомізованих рішень можна визначити ф-цію серед. ризиків $\tilde{\rho}$. Серед. ризиком, пов'язаним з рандомізованим рішенням $q \in \tilde{A}$, наз. число $\tilde{\rho}(q) = \Sigma \varphi(q, \cdot)$. Найкращим рандомізованим рішенням вважають рішення, що мінімізує середній ризик.

Важливий заг. висновок, що стосується будь-яких критеріїв ризику, полягає в тому, чим би не був функціонал Σ , має місце співвідношення $\inf_{q \in \tilde{A}} \Sigma \varphi(q, \cdot) \leq \inf_{a \in A} \Sigma \varphi(a, \cdot)$. Отже, поповнення множини A не може завадити шукати при розв'язуванні задачі. А відповідь на питання, чи дасть поповнення реальну користь (тобто чи можна знак $<$ замінити на знак \leq), залежить уже від використовуваного критерію ризику. Найпоширенішими є два такі критерії ризику: критерій мінімаксу й критерій Байеса. Коли вдаються до критерію мінімаксу, це не потребує ніякої інформації про ситуацію (крім зазначення множини можливих ситуацій). Тому цей критерій можна застосовувати при будь-якій з розглянутих невизначених ситуацій (а для невизначеності протидії він є навіть єдиним прийнятним критерієм з відомих). Функціонал Σ для нього має вигляд \sup_a , а ризик $\rho(a)$, пов'язаний з рішенням $a \in A$, визначають за співвідношенням $\rho(a) = \sup_{\theta \in \Theta} \varphi(a, \theta)$. У

багатьох практично важливих випадках

(напр., коли множина A та Θ скінченні) найкраще детермінує рішення a^* задовольняє умову $p(a^*) = \min_{a \in A, \theta \in \Theta} \varphi(a, \theta)$.

Для критерію мінімаксу поповнення множини A виявляється істотним, бо завдяки цьому можна, як правило, одержувати вигідніші рішення. Критерій Байєса можна використувати тільки при такій невизначеності ситуації, коли відомим є розподіл ймовірностей (або ф-ція щільності ймовірності) на множині Θ усіх можливих ситуацій. Нехай для будь-якого $\theta \in \Theta$ $p(\theta)$ — ймовірність ситуації θ . Тоді функціонал Σ має вигляд M_p (читають його: математичне сподівання за розподілом p), а риси $p(a)$ визначають за ф-лою $p(a) = \sum_{\theta \in \Theta} p(\theta) \cdot \varphi(a, \theta)$. На відміну від

критерію мінімаксу, для критерію Байєса є неістотним поповнення множини A , тобто введення рандомізованих рішень не дає ніякого виграшу.

Розглянута задача прийняття рішення є одночасно найпростішою і найважливішою. Навіщо її основною задачею. Визначає різноманітні узагальнення і ускладнення цієї задачі. Один з варіантів ускладнення зв'язаний з використанням при виборі найкращого рішення результатів якихось спостережень. При такій постановці задачі треба шукати вже не найкраще рішення (оскільки задача), а найкращу стратегію (або правило вирішувальне), що являє собою залежність найкращого рішення від результатів спостереження (стратегічна задача). Нехай Z — множина можливих результатів спостереження і нехай відомим є ймовірність уловін (або щільності ймовірностей) $p(z/\theta)$ для усіх $z \in Z$ та $\theta \in \Theta$. Детермінованою (мішаною) стратегією наз. усьяке відображення s множини Z у множину детермінованих рішень A (відповідно у множину рандомізованих рішень \bar{A}). Множину \bar{S} усіх мішаних стратегій можна розглядати як результат поповнення множини S всіх детермінованих стратегій (для $s \in S$, $\bar{s} \in \bar{S}$ та $z \in Z$ $\bar{s}(z)$ — детерміноване, а $s(z)$ — рандомізоване рішення. Стратегічну задачу (пошук найкращої стратегії у множині \bar{S} або у множині S) можна звести до осн. задачі. Роль рішень у цій осн. задачі відіграють стратегії з множини S , а роль ф-ції втрат — ф-ція f , яку визначають в умови: для кожної пари (a, θ) $f(a, \theta) = \sum_{z \in Z} p(z/\theta)$

$\cdot \varphi(z, a, \theta)$, де s — стратегія, θ — ситуація, φ — вихідна ф-ція втрат. Критерій Байєса дає ще один спосіб введення стратегічної задачі до основної. Нехай для всіх $\theta \in \Theta$ та $z \in Z$ відомі ймовірності $p(\theta)$ та $p(z/\theta)$. Тоді, якщо одержаний результат спостереження $z \in Z$, то, розглядаючи ймовірності $p(\theta)$ як апріорні можна одержати апостеріорні ймовірності $\tilde{p}(\theta/z)$ для всіх $\theta \in \Theta$ за ф-лою

Байєса (звідси й назва «критерій Байєса») $\tilde{p}(\theta/z) = [p(\theta) \cdot p(z/\theta)] / \sum_{\theta \in \Theta} p(\theta) \cdot p(z/\theta)$.

Після цього для кожного результату спостереження $z \in Z$ розв'язують його осн. задачу на множині A шукають найкраще рішення a_z (від ймовірності A ситуації $\theta \in \Theta$ при цьому розуміють апостеріорну ймовірність $\tilde{p}(\theta/z)$). Цим способом можна одержати найкращу стратегію (це буде ф-ція $a \rightarrow a_z$, що ставить у відповідність кожному результату апостереження a найкраще рішення a_z), до того ж вона буде співпадати з найкращою стратегією, знайденою першим способом. При умові, що риси в даний момент часу залежить від наслідків, умовлених рішенням в попередні моменти часу, і критерій оцінки якості рішень, які приймають, являє собою якийсь функціонал, визначений на всьому інтервалі прийняття рішень, виникає багатокрокова задача прийняття рішень. Якщо рішення визначають вибір керуючого діяння і приймають їх в умовах невизначеності або неповноти інформації, то відповідну багатокрокову задачу наз. задачею керування в умовах невизначеності (див. *Дуальне керування та Керування в адаптації*). Задачі прийняття рішень в умовах невизначеності виникають в найрізноманітніших сферах людської діяльності: в економіці, біології, техніці, медицині тощо.

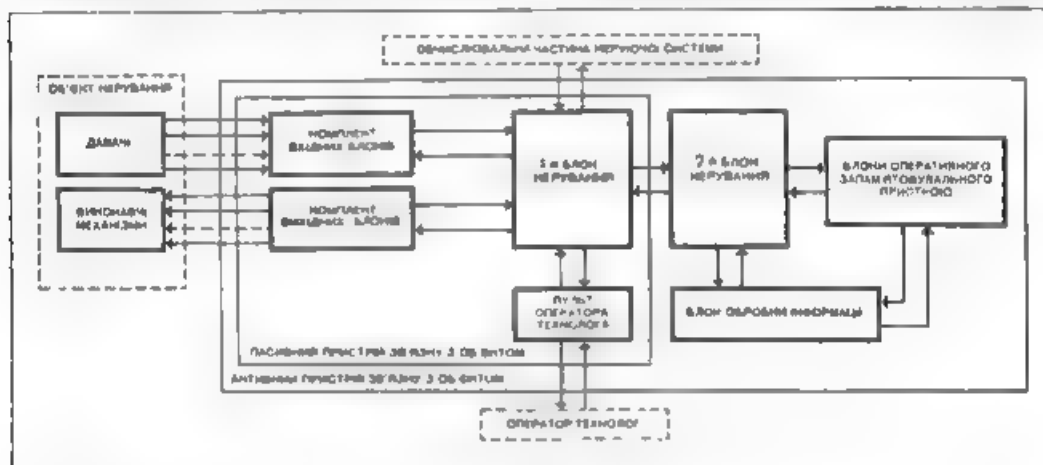
Літ. В. І. Іванченко М. А. Теорія атр і статистических рішень Пер. з англ. М., 1954 (бібліогр с. 351-359). Вільямс Дж. Л. Совершений стратегий Вукварь по теории стратегических игр. Пер. с англ. М., 1960 (бібліогр с. 263-265). Льюис Р. Д., Райфа Х. Игры и решения Пер. с англ. М., 1961 (бібліогр с. 608-625). Чернов Г. Мозес Л. Экспериментальная теория статистических решений Пер. с англ. М., 1962.

ПРИСТРІЙ ЗВ'ЯЗКУ З ОБ'ЄКТОМ — комплекс спеціалізованих блоків, який здійснює інформаційний обмін між об'єктом керування та цифровою керуючою машинною. Цей комплекс дає змогу одержувати в потрібному для цифрових обчислень вигляді інформацію про стан керуваного об'єкта, виконує в ряді випадків деякі логічні та арифм. операції, пов'язані з простими формами обробки інформації, і забезпечує виконання операцій, що завершують процес керування (вироблення, передавання та підтримання в необхідних межах керуючих діянь на об'єкт). Функції П. з. з. о. визначаються обсягом і характером завдань, поставлених перед керуючою машинною. На відміну від звичайних обчисл. машин керуюча машина (КМ) реалізує алгоритм керування, перебуваючи в безпосередньому інформаційному контакті з керуванним об'єктом, його джерелами й приймачами інформації. Виключена до системи автоматичного керування, вона аналізує оптим. розв'язки матем. рівнянь, які відображають суть процесу керування, й на основі одержаних результатів діє на регульований об'єкт, забезпечуючи найвигідніші умови експлуатації.

Значна частина контрольованої та керую-

чої інформації (від давачів, що вимірюють технологічні параметри, які безперервно змінюються) має іншу фіз. природу, ніж інформація, що циркулює всередині керуючої машини. В аналогових давачах вхідні сигнали являють собою неперервні ф-ції часу й у заданих межах можуть мати будь-які значення. Отже, коли об'єкт машини включають до системи керування, виникає завдання узгодити фіз. форму інформації на стику між аналоговими й цифровими ланками системи й дуже багато типів існуючих аналогових да-

вачів мають двох значень («так» — «ні»; «замкнено» — «розімкнено»). Ці сигнали наз. р-е-х-е-й-н-и-м-и сигналами. Як вхідні величини в двопозиційних давачах використовують здебільшого крайні значення струмових або пневматичних сигналів стандартного діаметру або стан контактів (замкнено — розімкнено). Якщо ці стани позначити через «0» і «1», то можна двопозиційний давач можна вважати за один розряд якогось двійкового числа. Частину двопозиційних давачів у конкретній системі керування можна використо-



Блок-схема пассивного й активного пристроїв зв'язку з об'єктом.

вачів. Їхні вихідні сигнали можуть бути подані електр. величинами, мех. переміщеннями або кутом повороту вала, тиском тощо. Операцію перетворення вихідних сигналів давачів на цифрові коди здійснюють *аналого-цифрові перетворювачі* (прямі перетворювачі). У складі П. а. з о. прями перетворювачі працюють здебільшого разом з конструкторами, на вхід яких подаються сигнали від давачів об'єкта.

Від технологічних об'єктів надходять і дискретна інформація (показання цифрових вимірних приладів і сигнали двопозиційних давачів). Цифровими вимірними приладами визначають осн. технологічні параметри (тиск, витрату енергії та речовини, т-ру тощо). Використання їх зводять завдання зв'язку до передавання дискретних даних від вихідного регістра приладу на вихідний регістр П. а. з о. Цифровий прилад складається з давача і перетворювача аналог-код. Перетворювач аналог-код спрощують, використовуючи спец. давачі, що видають показання у цифровій формі.

Давачі двопозиційних сигналів характеризують стан об'єкта тільки якісно; напр., об'єкт увімкнено (відкрито); об'єкт відімкнено (закрито); збіг дійсного й заданого положення об'єкта; зупинка об'єкта в проміжному положенні; правильність вибору об'єкта для керування тощо. Двопозиційні сигнали

мають як аварійні. Якщо на виході такого давача є сигнал, це значить, що необхідно терміново змінити програму машини й перейти на аварійну підпрограму.

До давачів дискретних сигналів можна віднести й давачі інтегр. значень параметрів (витратоміри, лічильники кількості тощо). Їх доцільно застосовувати для елементарних обчислень поза машиною, пов'язаних переважно з вимірюваннями витрати рідини, сипких тіл, електроенергії тощо, коли вимірювані величини використовують для розрахунків періодично, через невеликі інтервали часу. В таких випадках приєднання до первинного давача інтегрувальної приставки істотно зменшує кількість інформації, яка надходить у машину. Як первинні давачі найчастіше використовують давачі «число-імпульсного» типу, що видають імпульсні сигнали постійного струму чи напруги, частота проходження яких пропорційна вимірюваному параметру.

Назначений обсяг інформації (числові значення різних величин із зазначенням характерної ознаки) вводить оператор-технолог за допомогою алфавітно-цифрових пултів ручного введення, що їх можна вважати за двопозиційні давачі. Керуючу інформацію, що її виробляє об'єкт, частину цифрової КМ, подано в дискретному вигляді. Частину її зберігається у вигляді двопозиційних сигналів, решту треба перетворити на неперервну

форму, щоб узгодити з вихідними характеристиками виконавчих органів аналогової дії. Таку операцію виконують перетворювачі код-аналог, або зворотні.

Вихідні сигнали двопозиційного керування використовують для впливу на виконавчі механізми релейного типу — електр. або пневматичні реле, електроприводи двопозиційних засувок тощо. Двопозиційні вихідні сигнали («вмикнути» — «звмикнути», «так» — «ні») можуть групуватися у багаторозрядні сигнали, які видаються одночасно на одну адресу. За допомогою багаторозрядних сигналів організовується видавання інформації на *алфавітно-цифрові друкувальні пристрої*, пристрої креслення графіків, сигнально-символічні пристрої (табло сигналізації, мнемосхеми, звукові сигнали тощо), цифрові табло та ін.

Залежно від виконуваних функцій П. з. а. о. поділяють на пасивні й активні. Пасивні П. з. а. о. працюють тільки за командами обчисл. частини машини чи оператора-технолога. Їхні ф-ції зводяться до виконання команд опитування даних і команд видавання керуючих даних на виконавчі механізми об'єкта керування. Вони складаються (мал.) з комплекту вхідних блоків, комплекту вихідних блоків і блока керування. До складу комплектів вхідних і вихідних блоків, які забезпечують приймання й видавання аналогової та дискретної інформації всіх видів, входять перетворювачі аналог-код і код-аналог, комутори, підсилювачі тощо. Кількість і типи вхідних і вихідних блоків у складі пристроїв зв'язку з об'єктом залежать від інформаційно-топографічних характеристик керуваного об'єкта.

Блок керування забезпечує зв'язок П. з. а. о. з обчисл. частиною КМ й керування всіма блоками пристрою, розшифровує команди, що надходять від обчисл. частини машини, й здійснює необхідний обмін інформацією через блоки введення-виведення. Активні П. з. а. о. не тільки виконують усі ф-ції пасивних, а й адатні, крім того, працювати в автономному режимі слідкування за станом керуваного процесу, вони виконують певні алгоритми, перетворення інформації, пов'язані з реалізацією простих алгоритмів контролю й керування (напр., алгоритм реєстрації параметрів і сигналізації їхніх відхилень від норми, алгоритм регулювання за одним із простих законів тощо). Активні П. з. а. о. з точки зору складу апаратури відрізняються від пасивних наявністю блоків керування та обробки інформації, які забезпечують автономність роботи пристрою, керування його роботою в різних режимах і обробку вхідної та вихідної інформації. До складу активного П. з. а. о. можуть входити й блоки оперативного ЗП. Побудова П. з. а. о. за активним принципом дає змогу збільшити надійність системи керування загалом і водночас збільшити ефективність використання КМ завдяки зменшенню потоку інформації, що надходить від об'єкта в обчисл. частину машини.

При проектуванні П. з. а. о. загальнопринятим є принцип *агрегатно-блокової побудови засобів обчислювальної техніки*. При цьому агрегатувати доцільно не тільки набір вхідних і вихідних блоків, а й блоки керування та обробки інформації, щоб в разі ускладнення завдань керування можна було легко перейти від пасивних П. з. а. о. до активних з різним набором виконуваних ф-цій безпосередньо в процесі створення й розвитку системи керування.

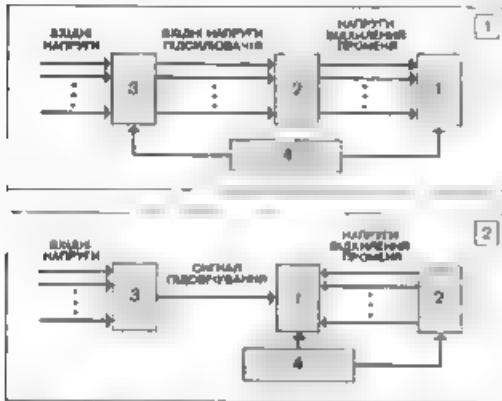
Лит.: Е. Г. Янко, В. М. Учет информационных особенностей процессов и алгоритмов при проектировании децентрализованных цифровых управляющих машин // Управляющие машины и системы, 1987, к. 1. — Н. М. Селин.

ПРИСТРІЙ ІНДИКАЦІЇ АОМ — пристрій, який забезпечує можливість візуального спостереження за результатами розв'язання поставленої на АОМ задачі. Осн. вимогами до пристроїв індикації є: достатньо висока точність реєстрації (на порядок вища за можливу точність розв'язку задачі), добра частотна характеристика (не гірша за частотні характеристики операційних блоків машин), можливість спостерігати одночасно за кількома кривими і зручність об'єднування в схему керування АОМ. Зазначеним вимогам відповідають електроннопроменеві індикатори (ЕПІ). В СРСР серійно випускають кілька типів електроннопроменевих індикаторів (И-4, И-6 та И-10). Осн. вузлом у них є електроннопроменева трубка з статичним фокусуванням і статичним відхиленням променя, яке не потребує високої потужності керування положенням променя порівняно з системою магнітного відхилення. За способом відтворення кривих розрізняють електроннопроменеві індикатори статичні й динамічні.

Осн. вузлами ЕПІ статичного типу є (мал. 1): електроннопроменева трубка (1) з джерелом живлення і схемою формування променя, схема керування відхиленням променя (2), схема комутації вхідних напруг (3) і схема керування пристроєм (4). У пристроях статичного типу И-4 та И-6 яскравість променя підтримується стала, допускається тільки підсвічування або гасіння (для утворення міток часу), криву «креслить» промінь, переміщуючись по екрану ЕПІ відповідно до змін вхідної напруги. В ЕПІ цього типу необхідність одночасно спостерігати за кількома кривими реалізується підйомним по черзі вхідних напруг до входу підсилювача вертикального відхилення променя. Комутація вхідних напруг здійснюється переважно з допомогою контактів або електронних схем, які підключають до входу підсилювача окремі ділянки спостережуваних кривих. Якщо АОМ працює в режимі швидкої періодизації розв'язувань, вхідні напруги можуть підніматися до входу підсилювача з періодом, що дорівнює часові розв'язування задачі, зримо утворюючи комплекс досліджуваних кривих.

Характерною особливістю індикаторів динамічного типу (напр., И-10) є те, що положення променя не залежить від вхідних спостережуваних змінних (мал. 2). «Раст-

рову розгортку променя по вертикалі й горизонталі здійснюють генератори розгортання променя, які входять до складу системи відхилення променя (2); візуалізація променя забезпечується підсвічуванням його в моменти, коли входна напруга дорівнює напрузі розгортки по вертикалі, цю рівність відмічають за допомогою схем порівнювання (3). Для спостереження за кількома змінними використовують кілька схем порівнювання, так що кількість одночасно спостережуваних кривих принципово не обмежена. Здебільшо-



1. Блок-схема електроннопроменевого індикатора ступінчатого типу.
2. Блок-схема електроннопроменевого індикатора динамічного типу.

го в ЕПІ з растровою розгорткою променя з допомогою додаткових схем порівнювання на екрані утворюють масштабну сітку, якою користуються для вимірювання змінних разом з вертикальними прямими — позначками часу. До складу пристроїв керування індикаторів входять схеми, які забезпечують об'єднання ЕПІ з аналоговою машинною (щоб керувати машинною від ЕПІ або ЕПІ від АОМ), а також схеми керування розгортанням променя за часом і схеми генерації моток часу.

І. М. Виткевич.

ПРИСТРІЙ ІНТЕГРО-ДИФЕРЕНЦІОВАЛЬНИЙ — аналоговий розв'язувальний пристрій (функціональний перетворювач), вихідна величина якого z є похідною чи первісною функцією (інтегралом) від вхідної величини y або за часом t , або за нечасовим аргументом x . Отже, П. і.-д. призначений виконувати такі матем. операції над фіз. величинами:

$$z = \frac{dy}{dt}, \quad z = \frac{dy}{dx}, \quad z = \int y dt, \quad z = \int y dx.$$

Для інтегрування й диференціювання за часом t досить, щоб у П. і.-д. був один вхід для введення аргументу y і один вихід для знімання вихідної величини z ; а для виконання тих самих операцій за нечасовим аргументом x потрібно, щоб був другий вхід для введення в пристрій фіз. величини x . П. і.-д. з двома входами можна використовувати для інтегрування та диференціювання за часом t . Наявність двох входів — умова необхідна,

але не достатня для інтегрування та диференціювання за нечасовим аргументом x . Для виконання операцій за таким аргументом П. і.-д. повинен забезпечувати виконання операції множення та диференціювання за часом t у двох колах. Справді, припустимо, що кола А та Б є вхідними (мал. 1), і через них у П. і.-д. (на мал. ІДП) вводять відповідно x і y , а коло В — вихідне, і з нього знімають величину z . Врахуємо також, що при такому використанні кіл виконується операція інтегрування

$$z = \int y dx. \quad (1)$$

Продиференціювавши ліву й праву частини цього рівняння за часом t , одержимо

$$\frac{dz}{dt} = y \frac{dx}{dt}. \quad (2)$$

Цей останній вираз означає, що в колах А та В має забезпечуватися диференціювання за часом t , а сукупність кіл А та Б має забезпечувати множення. Всі П. і.-д. з двома вхідними колами, як правило, забезпечують виконання операції множення типу $[A \cdot B = V]$, але не в усіх забезпечується виконання операції диференціювання, напр., у колах А та В або в колах А та В, тобто не для всіх П. і.-д. можна записати рівняння $[A \cdot B = V]$ у дифер. вигляді. Якщо немає змоги забезпечити хоча б в одному з кіл диференціювання за часом, такий пристрій є тільки множимим, але не інтегро-диференціальним: якщо забезпечується диференціювання за часом лише в одному колі пристрою, тобто можна записати лише ліву чи лише праву частину рівняння $[A \cdot B = V]$ в дифер. вигляді, то П. і.-д. інтегрує чи диференціює лише за часом t . Об'єднанням таких П. і.-д. в схему можна забезпечити функціонування схем відповідно до рівняння (2). Забезпечуючи різні комбінації використання кіл П. і.-д. з трьома колами (два вхідні й один вихідний), можна одержати шість різних інтегро-диференціальних операцій (див. табл.).

П. і.-д. розрізняють: 1) за фіз. принципами дії — мех., електромех., електричні; 2) за родом процесів, що їх використовують для виконання операцій — П. і.-д. зі стаціонарним процесом, П. і.-д. з нестационарним процесом; 3) за виконуваними операціями — інте-

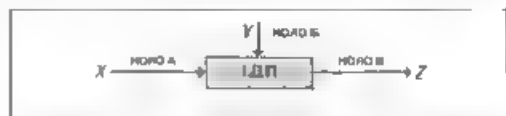


Схема роботи інтегро-диференціального пристрою.

гратори й диференціатори; 4) за структурою — оборотні та необоротні. З мех. П. і.-д. можна виділити: П. і.-д. функційного типу (дискові з роликом, дискові з кульковою обоймою, грибоподібні). З електромеханічних найпоширенішими є тахомашинні П. і.-д. на базі тахомашин постійного та змінного струму.

До групи електр. П. і.-д. належать РС-кола й підсилювачі операційні постійного струму (ОППС) у режимі інтегрування чи диференціювання. Звідка як інтегро-диференціальні елементи використовують RL- та RM-кола.

Важливою властивістю П. і.-д. є їхня оборотність, коли при зміні виходу виходом і навпаки без порушення напрямленості дії власне інтегро-диференціальний елемент (ІДЕ) інтегратор стає диференціатором і навпаки. Природна оборотність властива лише для тахомашинних ІДЕ, а для реш-

електромех., пневматичні, електронні та інші П. і. АІП виконують операції інтегрування в аналогових обчислювальних машинах. В АІП часто застосовують електронні схеми інтегрування, осн. елементом яких є конденсатор C , де напруга U пропорційна інтегралові за часом від струму, що протікає через АІП.

$$U = \frac{1}{C} \int i dt. \text{ Найпоширенішою є схема (мал.)}$$

з виканням конденсатора в коло зворотного зв'язку електронного підсилювача (ЕП),

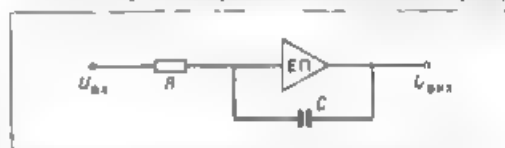


Схема інтегровального пристрою з електронним підсилювачем.

т. з. операційний інтегровальний підсилювач, оскільки вона має порівняно високий частотний діапазон і точність виконання операції інтегрування. Напруга на

$$\text{нього виходу } U_{\text{вих}} = U_{\text{вих}}^0 - \frac{1}{RC} \int U_{\text{вх}} dt,$$

тобто інтегрування виконується за часом, при цьому $U_{\text{вих}}^0$ — початкове значення вихідної напруги при $t = t_0$. ЦІП є основним елементом цифрових інтегровальних машин та цифрових дифер. аналізаторів. Інформацію в ЦІП подано у вигляді коді. Інтегрування в ЦІП провадиться реалізацією ф-л чисельного інтегрування при скінченнорізницевого поданні змінних. У КІП вхідні й вихідні змінні подано і неперервно і дискретно; інтегрування виконують відповідно обчисл. пристрої неперервної та дискретної дії. В КІП немає вад АІП і ЦІП, а є достоїнства обох цих пристроїв.

Б і точкові П. і. Точковим П. і. одновимірної ф-ції $y = y(t)$ на кінцевому відрізку (T_0, T) нає. електр. модель дискретного ана-

$$\text{лого рівняння } k \frac{dz}{dt} + y = 0, T_0 \leq t \leq T, \text{ а}$$

якому $y(t)$ — задана, $z = z(t)$ — одержувана ф-ція, а k — крок їхньої дискретизації. Див також «ЭГДА».

Лит., Коган В. Я. Електронні моделюючі пристрої та їх застосування для дослідження систем автоматичного регулювання М., 1983 [61бл. стр. с. 494—505]. Пухов Г. Б. Методи аналізу в скінченно квазіаналогових електронних цепях. К., 1967 [61бл. стр. с. 560—564]. Пухов Г. Б. О решении конечных уравнений на гибридных вычислительных системах. «Кибернетика», 1969, № 2.

В. Д. Самойлов.

ПРИСТРІЙ КЕРУВАННЯ ЦОМ — пристрій, що забезпечує координацію дій усіх пристроїв цифрових обчислювальної машини (ЦОМ) відповідно до програми розв'язуваного завдання. ЦОМ автоматично виконує певні послідовності операцій згідно з командами програми, яку вводять у машину безпосередньо перед початком обчислювань. У сучас. обчисл. системах П. к. ЦОМ забезпечує спільну ро-

Мала ПД	Кола ІДП			Операційний результат
	А	Б	В	
1	x	y	z	$z = \int y dx$
2	x	y	w	$w = \int \frac{dy}{y}$
3	y	x	z	$z = \int x dy$
4	z	x	y	$y = \int \frac{dz}{z}$
5	x	z	y	$y = \frac{dy}{dx}$
6	y	z	x	$z = \frac{dz}{dy}$

ти П. і.-д. можна одержати штучне обернення в використаних слідувачих систем. Похідні та первісні ф-ції другого й вищого порядку в адебільшого одержують, каскадно з'єднуючи відповідно два або в однотипних пристроїв (кілець). Каскадно з'єднують ІДЕ завжди за допомогою різних розв'язувальних підсилювачів або слідувачих систем. П. і.-д. типу розв'язувальних підсилювачів з'єднують у каскадні схеми, безпосередньо зникаючи вихід попереднього підсилювача на вхід наступного. Каскадне з'єднання розв'язувальних підсилювачів — осн. схемний прийом, коли набирають (моделюють) дифер. рівняння на аналогових обчислювальних машинах.

Н. Г. Самофалов.

ПРИСТРІЙ ІНТЕГРУВАЛЬНИЙ, інтегратор — обчислювальний пристрій для інтегрування залежностей типу $Z = Z_0 +$

$$+ \int_{x_0}^x y dx, \text{ де } Z \text{ — вихідна, } x \text{ і } y \text{ — вхідні змін-}$$

ні (переміщення, кут повороту, електрична напруга тощо), Z_0 — початкове значення вхідної змінної, x_0 — початкове значення змінної інтегрування. П. і. використовують як операційні елементи в обчисл. пристроях і машинах безперервної та дискретної дії. П. і. можуть виконувати операції інтегрування за залежною й незалежною змінною, напр., за часом (див. Пристрій інтегро-диференціальний).

За способами подавання величин П. і. поділяють на аналогові інтегровальні пристрої (АІП), цифрові (ЦІП) і комбіновані (КІП). Залежно від принципу дії бувають мех.,

боту центр, обчислювачів з рештою пристроїв системи. П. к. здійснює інтерпретацію програм обчислювачів і виконує окремі групи операцій, він зв'язаний з арифметичним пристроєм, запам'ятовувальним пристроєм і пристроями введення — виведення ЦОМ і забезпечує їхню спільну роботу. П. к. має такі осн. вузли: реєстр команд, лічильник команд, дешифратор операцій, суматор адресний, індексо-реєстр, шими адрес, команд і часів і різні тактові вузли, що виробляють потрібні послідовності керуючих сигналів. Реєстр команд забезпечує зберігання коду команди. Частину розрядів реєстра команд (реєстр коду операції) призначено для зберігання коду виконуваної операції, решта розрядів (для зберігання кодів адрес операндів) зв'язані з реєстром адреси запам'ятовувального пристрою; їх можна зв'язувати й з лічильником команд та ін. пристроями ЦОМ, залежно від структури П. Лічильник команд забезпечує зберігання кодів адрес команд, що надходять із ЗП на реєстр команд, і здійснює керування переходом до виконання наступної команди відповідно до програми обчислювань. З реєстром коду операції зв'язаний дешифратор операцій, кількість вихідних шим якого дорівнює кількості операцій ЦОМ. Кожній операції відповідає своя часова послідовність керуючих сигналів, що реалізує потрібну для виконання цієї операції послідовність мікрооперацій.

П. к. ЦОМ керує й виконанням програми обчислювань. Більшість логічних можливостей машини забезпечується тим, що П. к. ЦОМ яданий автоматично змінювати послідовність виконання команд програми. Він змінює цю послідовність за спец. командами, осн. з яких є команди умовного й безумовного переходів. Є два осн. принципи керування виконанням операцій у ЦОМ синхронний і асинхронний. При асинхронному керуванні всі операції ЦОМ виконуються за однаковою кількістю тактів. Тривалість циклу виконання операції, виражена в тактах, вибирається за найтривалішою операцією; при виконанні коротших операцій деякі такти не використовуються. В пристрої синхронного керування виконанням операцій тактову частоту задає спец. генератор тактових сигналів. Вихідні сигнали генератора надходять на лічильник тактових сигналів, зв'язаний з їхнім дешифратором, кількість вихідних шим якого дорівнює кількості тактів у циклі команди. Сигнали з дешифратора надходять на входи схеми розподілу тактових сигналів, що являє собою сукупність різних логічних схем, які виробляють потрібні керуючі сигнали. Виходи схеми розподілу зв'язані з відповідними керуючими шимами. П. к., що реалізує принцип синхронного керування виконанням операцій,будується при відносно малих затратах обладнання (швидкодія машини при цьому зменшується внаслідок зайвих затрат часу на виконання коротких операцій).

При асинхронному керуванні для виконання кожної операції використовується стільки тактів, скільки необхідно, причому виконання будь-якої операції можна почати в будь-який момент часу за сигналом закінчення виконання попередньої операції. Для керування виконанням кожної операції будується окрема схема. В найпростішому випадку схема керування має вигляд зсувального реєстра або лінії затримки, керуваної тактовими сигналами, з кількістю відведень, що дорівнює потрібній кількості тактів. Відведення зв'язані з відповідними керуючими шимами. Тактовий сигнал послідовно в часі надходить на всі відведення й здійснює керування виконанням операції. Керування виконанням усього набору операцій машини забезпечується паралельним зв'язанням схем керування окремими операціями. Під час виконання якої-небудь операції вибір відповідної схеми керування проводиться за допомогою дешифратора операцій залежно від коду, що зберігається в реєстрі коду операції. П. к., що реалізує принцип асинхронного керування, дає змогу забезпечити більшу швидкодю порівняно з пристроєм синхронного керування. Вадой його є збільшення затрат обладнання для тех. реалізації. Здебільшого застосовують мішаний (синхронно-асинхронний) принцип керування. В кінці 60-х років 20 ст. при побудові пристроїв керування застосовують принцип мікропрограмного керування в цифровій обчислювальній машині.

Лит.: Пазерхов А. А. Логические основы цифровых машин и программное управление М., 1968 (библiogр. с 381 383). Вычислительная техника, Справочник. Пер. с англ. т. 2. Цифровые вычислительные машины, М., 1964 (библiogр. с 110 116). Л. С. Корнштейн.

ПРИСТРІЙ ОБМІНУ ЦОМ — пристрій, що керує обміном інформацією між різними пристроями введення - виведення та операційним запам'ятовувальним пристроєм (ОЗП) цифрової обчислювальної машини (ЦОМ) і дає змогу виконувати операції введення — виведення паралельно з виконанням програми обчислень.

До пристроїв введення — виведення належать перфатори, друкарські машинки, різні друкувальні пристрої тощо. Роботу кожного пристрою введення — виведення забезпечує окремий пристрій керування, який формує послідовність керуючих сигналів, потрібних для виконання відповідної операції введення — виведення. П. о. забезпечує стандартну форму зв'язку між різнотипними пристроями введення виведення, основним ОЗП та процесором. Він одержує з процесора керуючу інформацію і перетворює її на певну послідовність сигналів, потрібну для пристрою керування обраним пристроєм введення — виведення. Після запуску пристроєм введення — виведення П. о. групує чи розгрупує дані й синхронізує передавання їх відповідно до циклів роботи основного ОЗП. Для цього П. о. зберігає і коригує адресу, за якою проводиться записування чи вибирання інформації з основного ОЗП. Якщо від

пристрою введення — виведення надходять сигнали пріоритетності, запиту на переривання тощо, які мають бути враховані програмою. П. о. перетворює їх на стандартну форму, потрібну для процесора.

Для передавання даних між основним ОЗП і пристроєм введення — виведення застосовують два режими: моноплексний і мультиплексний. За моноплексного режиму П. о. обслуговує лише один пристрій введення — виведення під час передавання групи даних: кількох слів, цілого масиву даних або послідовності масивів з відповідною керуючою інформацією та інформацією про стан пристрою введення — виведення. За мультиплексного режиму П. о. обслуговує одночасно кілька пристроїв введення — виведення. Кожна операція введення — виведення виконується протягом кількох коротких інтервалів часу. Інтервали, що належать до різних операцій, чергуються відповідно до сигналів запиту від пристроїв введення — виведення. Протягом кожного інтервалу часу передається невелика група даних. П. о. входить до структури ЦОМ здебільшого під назвою канал. Є два типи каналів селекторний і мультиплексний. Засоби каналу, необхідні для виконання окремих операцій введення — виведення, називаються підканалом. Він являє собою ЗП каналу, використовуваний для зберігання різної керуючої інформації та інформації про стан пристрою введення — виведення. Можливість роботи каналу в тому чи іншому режимі залежить від кількості підканалів. Селекторний канал має лише один підканал і працює тільки в груповому режимі. Коли селекторний канал не зайнятий виконанням операцій передавання даних, він здійснює послідовний перегляд усіх відключених пристроїв введення — виведення, щоб одержати інформацію про їхній стан. Мультиплексний канал має кілька підканалів і може працювати як у мультиплексному, так і в груповому режимах. У будь-який момент він може переключитися в одного режиму роботи на інший, і будь-яку операцію в будь-якому підканалі може бути виконано частково в мультиплексному режимі, а частково — в груповому. Якщо мультиплексний канал працює в мультиплексному режимі, він адаптивний забезпечити одночасне виконання по одній операції введення — виведення в кожному підканалі. Якщо канал не зайнятий обслуговуванням якогось пристрою введення — виведення, він здійснює послідовний перегляд увімкнених пристроїв, щоб одержати сигнали запиту на передавання даних або сигнали переривання. Коли мультиплексний канал працює в груповому режимі, всі засоби каналу використовують підканал, що бере участь у груповій операції, тобто цей підканал поводиться як окремий селекторний канал. Решта підканалів при цьому не діє.

У каналі зосереджені найзагальніші засоби, необхідні для керування операціями вве-

дення — виведення. В деяких випадках ці засоби реалізуються у вигляді автономного обладнання, спеціально призначеного для керування пристроєм введення — виведення, що дає змогу повністю поєднати виконання операцій введення — виведення з виконанням програми обчислень. В інших випадках для керування роботою пристроїв введення — виведення можна більшою чи меншою мірою використати можливості процесора, при цьому ступінь взаємного впливу може змінитися як у затримці роботи процесора циклами обслуговування пристроїв введення — виведення, так і в повному блокуванні його діяльності. Проте розподіл обладнання, спеціального для каналу і процесора, виконується автоматично, і затримка в роботі виявляється лише в збільшенні часу виконання програми.

Лит. Выходительная система IBM/360. Пер. с англ. М., 1969. Л. О. Керимча.

ПРИСТРІЙ ПЕРЕЗАПИСУВАННЯ ДЛЯ ЦОМ — пристрій, який переносить фіксовану на одному носії інформацію на інший носій, змінюючи або не змінюючи її вид і тип носія. Перезаписування проводиться автономно щодо ЦОМ, і це дає змогу підготувати інформацію для ЦОМ на носії, найпридатнішому для безпосереднього зчитування в оперативну пам'ять. Поширений пристрій для перенесення інформації з перфокарт на магн. стрічку. В ньому є два приймачі перфокарт, два проміжні нагромаджувачі, допоміжна пам'ять з комутатором, два розподільники і блок записування на магн. стрічку. Апаратура зчитувача перетворює коди, прийняті з перфокарт, на відповідні коди для магн. стрічки та генерує контрольні й керуючі сигнали для реалізації запису. Сигнал помилки припиняє переписування: перфокарта відкладається збіл, магн. стрічка повертається в попереднє положення, а останнє записане на ній повідомлення стирається. Швидкість перезаписування — 400 перфокарт за 1 с.

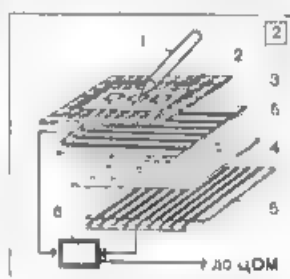
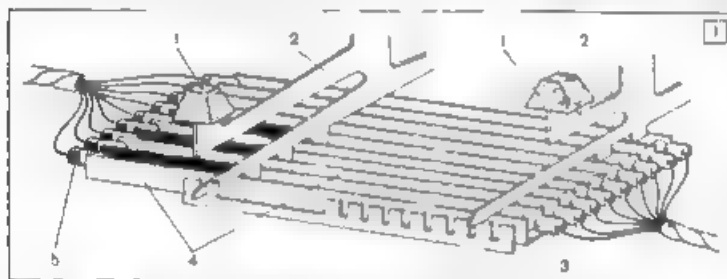
П. а. для ЦОМ з перфострічок на перфокарті БЛП—1 забезпечує перетворення перезаписуваного 5-, 6- і 7-розрядного коду стрічки на двійково-позиційний код 80-колонкових перфокарт, автоматичний контроль перезаписування і виправлення помилок. Швидкість введення даних — 200 рядків за 1 сек і 120 карт за 1 хв. Лит. Анисимов В. В., Четвериков В. И. Преобразование информации для ЭЦВМ. М., 1969 (библиогр. с. 330—331). О. В. Бромченко.

ПРИСТРІЙ ЦИФРОВОЇ РЕЕСТРАЦІЇ пристрій для фіксації результатів обчислень у зручному вигляді на носії, який забезпечує тривале зберігання інформації для візуальних переглядів її. П. ц. р. складається з реєстратора, що безпосередньо формує результуюче зображення на носії, і узгоджувального блоку, який транслює послідовність кодових позначень в еквівалентні їм сигнали керування реєстратором.

У середньошвидкісних (5+1500 знаків за 1 сек) П. а. р. використовують переважно електромех. реєстратори «шолоточкового» типу з шрифтоносійками у вигляді «тип-штанга», ку-

льових головок, матричних коліс, знакових барабанів і ланцюгів. У деяких П. ц. р. застосовують немеханічні швидкодіючі (до $6 \div 10^4$ знаків за сек) реєстратори, що ґрунтуються на фотографічному, жерографічному, електроіскровому, термографічному, фєрографічному і термопластичному способах записування (див. *Алфавітно-цифровий друкувальний пристрій*). За числом одночасно фіксованих символів П. ц. р. ділять на паралельні й послідовні, а за способом переміщення носія — на безперервні і стартстопні, за характером елемен-

час розробляються принципово нові засоби, пов'язані з новими застосуваннями й зі зростаючим швидкодією ЦОМ. У табл. 1 наведено основні П. в. та в. і. обчислювальних машин, класифіковані за видами інформації, що представляється за їхньої допомогою (в міру ускладнення видів — від найпростіших дискретних і цифрових значень до мовного обміну з машиною). В ній виділено пристрої тільки для введення, тільки для виведення і для двостороннього обміну даними між людиною і ЦОМ (графа зсуміщене введення—виведення).



1. Безконтактна (фотоелектрична) клавіатура 1 — клавіша; 2 — нажиль з провідниками; 3 — блок мікроелементів; 4 — світлові дротики (проходять через прозорі і затримуються виступами напалів); 5 — блок фотоелементів.
2. Панель графічного введення з контактними олівцями 1 — олівцеві або кулькові ручки; 2 — осі; 3 — аркуш полікарбонату з сіткою дрібних відокремлених провідників; 4 — панель (48 см X 61 см) із вкритими ланцюжками 0,1 мм з напоями через 5 мм провідниками; 5 — тонка поліефірна плівка з отворами в місцях перетину провідників; 6 — пристрій вироблення цифрових значень координат

тів алфавіту, з яких формуються символічне зображення кодового еквівалента, — як машинодрукувальні і знаковиктезуючі.

Універсальний блок П. ц. р. забезпечує сполучення реєстратора з джерелом інформації (ЕОМ, системою централізованого контролю, оператор та ін.). До його функцій входять: формування сигналів початку й кінця роботи, розшифрування коду операції (реєстрація, протигування носія), видавання сигналів синхронізації та готовності виконувати наступну команду, перекладування інформації та реалізація потрібного алгоритму зв'язку.

Літ. Кальмансон В. А. Вистроєдуючі печатаючі пристрої з електронних вишисельних машин М., 1967 [бібліогр. с. 177-181] Темніков Ф. В. Автоматическі реєструючі пристрої М., 1966 [бібліогр. с. 386-381].

В. В. Рязанов

ПРИСТРОЇ ВВЕДЕННЯ ТА ВИВЕДЕННЯ ІНФОРМАЦІЇ ЦОМ спеціалізовані пристрої, які здійснюють введення програм та початкових даних у ЦОМ і виведення з ЦОМ результатів обчислень, а також виконують необхідні при цьому перетворення даних з однієї форми представлення на іншу. П. в. та в. і. належать до зовнішніх (периферійних) пристроїв ЦОМ. У перших ЦОМ для введення інформації використовували штекери й перемикачі, а для виведення — мех. цифрові індикатори. Необхідність прискорити введення — виведення й реєструвати їхні результати викликала застосування П. в. та в. і. на основі перфорційних карт, електрифікованих друкарських машинок і телемашинок. Характеристики цих П. в. та в. і. безперервно поліпшуються; водно-

час розробляються принципово нові засоби, пов'язані з новими застосуваннями й зі зростаючим швидкодією ЦОМ. У табл. 1 наведено основні П. в. та в. і. обчислювальних машин, класифіковані за видами інформації, що представляється за їхньої допомогою (в міру ускладнення видів — від найпростіших дискретних і цифрових значень до мовного обміну з машиною). В ній виділено пристрої тільки для введення, тільки для виведення і для двостороннього обміну даними між людиною і ЦОМ (графа зсуміщене введення—виведення).

Клавіатура (КЛ) набувають дедалі більшого значення як простий і ефективний пристрій безпосереднього введення даних. Швидкодія введення обмежено тут можливістю людини (до 200 знаків за 1 сек); кількість клавіш на пульті визначається набором символів вхідної мови (звичайно 32—64 шт., але досягає і 100 шт.). Сучасні КЛ — безконтактні, з використанням електромагнітного, світлового і фотоелектр. (мал. 1) принципів формування сигналів і з кодувочою частиною на інтегральних елементах. Панелі графічного введення, як і КЛ, призначені для безпосереднього передавання даних у ЦОМ, але з формі креслення та малюнків. Напр., панель з контактними олівцями ПКО (мал. 2) забезпечує введення в ЦОМ ескіза при обведенні його.

Пристрої зчитування з носіїв запису інформації потребують попередньої підготовки даних, але допускають багаторазове використання носіїв і забезпечують велику швидкодію зчитування. Напр., фотозчитувальний механізм ФЗМ 5 знімає дані з 5—8-позиційної перфострічки фотоелектр. способом при прямому й зворотному русі стрічки, у стартстопному або неперервному режимі. В останньому разі швидкодія зчитування становить 1000 рядків за 1 сек. Пристрій введення перфокарт типу ВУ-700-3М для 45- або 80-коловкових перфокарт переробляє 700 карт за 1 го. Макс. швидкодія, забезпечувана сучасним введенням з перфорційних карт (ПКВ) і перфорційних стрічок (ПСВ) — бл. 20 000 знаків за 1 сек. Коли потрібна мала швидкодія введення (порядку

ПРИСТРОЇ ВВЕДЕННЯ ТА ВИВЕДЕННЯ ІНФОРМАЦІЇ

Основні типи пристроїв введення та виведення інформації.

Таблиця 1

Вид інформації	Введення	Виведення	Суміщене введення — виведення
Дійхова (сигнали тиску «так» — «ні»)	Перемикачі (ПМ), штекери (ШК)	Індикатори інформації (ІІ)	—
Символьна (цифрова, буквенна, ієрогліфічна)	КЛ, ПКВ, ПСВ	ІІ, АЦДП, перфоратори картковий і стрічковий (ПЕРК, ПЕРС)	ДМ, ТТ, ЛКО, ПСО, спеціальні графобудовники (СГП), валов'ятовувальні пристрої на МБ та МС
Графічна	ПКО, панель з емісійним (ПСО) та звуковим (ПЗО) олівцями, ЗГ	Пристрої відображення інформації, в основному ГП та екрани (ЕКР)	ЕПТ — СВО
Документальна (бланки, чеки, картки, жетони)	ЗМ і ЗЗ, читачи автомати (ЧА)	Пристрої відображення інформації, в основному проєкційні (ПР), мікрофільмуючі пристрої (МФ), АЦДП	—
Мова	Пристрої розпізнавання мовних сигналів (РМ)	Пристрої синтезу мовних сигналів (СМ)	—

Застосування спотом введення — виведення інформації.

Таблиця 2

Вид обробки	Галузь застосування	Пристрої		
		введення інформації	ДМ	виведення інформації
Неадаптування програм	Усі значущі ланки застосування	КЛ	ДМ	П
Пакетна обробка	Обчислювальний центр	(ЧА)	ПКО ПСО МБ МС	АЦДП (МФ)
Мультиобробка	Довідка від інформаційного центру	КЛ	ТТ	СМ
	Юрид. та системна програмування керування	КЛ		ПР (СМ)
	Наукові та інженерні розрахунки медична діагностика	КЛ	ДМ ДМ	ЕПТ ВПТ
	Проентування й конструювання	КЛ СВО	ЕПТ СГП	(ПЕРК) ГП
Обробка в реальному масштабі часу (пункти керування)	Контроль і керування процесом (апаратом)	КЛ (РМ)		П ЕПТ АЦДП (ГП)
	Контроль і керування великими системами (виробничими, рухом, військовими)	КЛ (РМ)		П ЕПТ ЕКР АЦДП (ГП)

2—10 карт за 1 сек.) використовують спрощені ПКВ без магазинів і засоби трансформування карт, з контактним зчитуванням. Для зчитування графіків (ЗГ) також використовують заздалегідь підготовлений носій (липерову стрічку або плівку з нанесеними на них графіками). В ЗГ типу «Силует» знімання сигналу здійснюється оптико-електронним перетворенням на відмінок при швидкості до 40 ординат за 1 сек. Такий ЗГ може послідовно зчитувати до трьох перетинних кривих і паралельно зчитувати парі ординат, щоб одержувати фазові співвідношення між двома кривими. В кращих зразках ЗГ провадиться зчитування до 30 кривих, у тому числі перетинних, при швидкості 200 ординат за 1 сек. Зчитувачі міток ЗМ дають змогу перенести у ЦОМ ряд дискретних позицій, значення яких зумовлені їхнім положенням на бланку. Мітки вносяться олівцем або чорнилом (простим, люмінесцентним або магнітним) і зчитуються відповідно фотоелектр. або електромагн. способом. ЗМ типу «Бланк» має 984 позиції (24 по ширині і 41 — по довжині). Бланки виконуються на білому папері, мітки наносяться олівцем; швидкість введення — 150 документів за 1 го. Зчитувачі знаків (ЗЗ) знімають обмежений набір машинописних або стандартизованих рукописних символів. Так, пристрій «Рута-701» розрахований на документи, що містять послідовно 10 цифр і 5 спец. знаків при швидкості введення 150 знаків за 1 го.

Послання функцій пристроїв введення й введення поліпшує обмін даними людини з машиною. Тому додатково до друкарської машини ДМ і телетайпу ТТ розроблено суміщені пристрої. Зокрема, пристрій Р601 реалізує покомунковне зчитування, перфорацію та сортування 80-колонкових перфокарт при швидкості введення 350 карт за 1 го і швидкості виведення — 160 колонок за 1 сек. Особливо широко застосовують системи відображення інформації виду електроннопроменевих трубок зі світловим олівцем (ЕПТ—СВО).

Сучасні П. в. та в. і. не тільки вводять у машину й виводять з неї інформацію, а й виконують абірація, редагування й нагромадження П, обмінюються нею з процесорами й вибирають форми представлення даних. Нагромадження здійснюється в автономному або автономному пристрої (найчастіше на магнітному барабані МБ або магнітній стрічці МС), для редагування та зазначення форм використовують ЕПТ в поєднанні з КЛ або ЕПТ—СВО.

Необхідний набір П. в. та в. і. визначається внутрішніми вимогами обчислювальної системи, пов'язаними з наладжуванням програм і конкретним застосуванням її (зовнішніми вимогами). У табл. 2 виділено три осн. види обробки даних в ЕОМ — пакетну, мульти-обробку й обробку в реальному масштабі часу. Пакетна обробка великих масивів інформації властива обчислювальним центрам. Відповідні П. в. та в. і. мають забезпечувати великошвидкісне введення й виведення з заздалегідь

застосованих носіїв, і це й визначає застосування пристроїв обміну на перфокарті (ПКО) й перфострічці (ПСО) та аналого-цифрових друкарських пристроїв АЦДП. Якщо обчислювальний центр призначено для переробки документів, до пристроїв введення додають читачі автоксив і мікрофільмуючі апарати. Режим мультиобробки при активному обміні в багатьох користувацьких властивих інформаційно-пошукових, діагностичних і навчальних системах та системах проектування. Найпростіші П. в. та в. і. для наукових, інженерних і банківських розрахунків можуть являти собою ДМ; ширші можливості дає спец. КЛ і ЕПТ; нарешті, послання ДМ і ЕПТ дає змогу додатково реструктуризувати результати обчислень. Проектування й конструювання потребує графічної взаємодії: до попереднього принципового пристрою додають світловий олівець для введення і графопобудовник ГП — для виведення робочих креслень. Іноді, щоб не завантажувати систему виконанням креслень, дані для них виводять на перфокарти, а побудову виконує особливий пристрій. Окрім терміналів, у системах мультиобробки зникають центр, групу П. в. та в. і. для пакетної обробки даних, і це дає змогу рівномірно завантажити обчисл. систему, розв'язуючи у величч від звертання користувачів проміжки часу фонові задачі.

Режим роботи в реальному масштабі часу властивий системам контролю та керування. При керуванні окремим процесом (апаратом, мультиобробка полягає в обслуговуванні ряду програм, що діють у замкненому контурі, а також у взаємодії з людиною-оператором. Відповідно П. в. та в. і. містять пристрої введення й об'єктом і обладнання пунктів керування (КЛ, П, ЕПТ). Для ряду застосувань, напр. бортових систем, перспективним є нове введення даних.

Для ефективного використання обчислювальних машин створюють засоби, які використовують кращі якості людей і машин і компенсують їхні вади (симбіозні П. в. та в. і.), зокрема вдосконалюють документальний, графічний і мовний обмін. Більшість П. в. та в. і. ЦОМ застосовують для введення й виведення інформації в м'яких обчислювальних машинах. Про П. в. та в. і. в аналогових обчислювальних машинах див. *Набірне поле, Пристрій індикації АОМ*.

Лит. Калганов Т. П. Периферійне обладнання сучасних ЕЦМ // «Інженер», 1967, № 4. Издательский центр «Техника». Каталог, т. 4 (м. 1—2). Вычислительная техника. Раздел «Вводные и выходные устройства электронных вычислительных машин». М., 1966: 68; Другой раз М. Г. Маркович В. Д. Скоростной ввод-вывод информации (способы регистрации и кодирования информации). М., 1970. [Библиогр. с. 336—350].

О. Г. Чачко.

ПРИСТРОЇ ВІДОБРАЖЕННЯ ІНФОРМАЦІЇ — спеціалізовані пристрої, які забезпечують приймання інформації від обчислювальної машини, перетворюють її у візуальну форму та відтворюють на екрані. П. в. і. в частині систем відображення інформації, їх входять на пристрої прямого бачення, проекційні і графічні реструктури.

Як П. в. і. прямого бачення вичайно застосовують П. в. і. на електроннопроменевих трубках (ЕПТ). Вони забезпечують універсальність кодування (можливість використовувати будь-які символи, кольори та яскравість), широкий діапазон породжуваних зображень (від окремих чисел до тривимірних конструкцій та малюнків) і гнучкість оперування з даними (можливість редагування). У типовій схемі відтворення інформації за допомогою ЕПТ (мал. 1) джерелом інформації є ЦОМ, приймачем — прожектор ПР і відхиляльні елементи ВЕ трубки, символи формуються генератором ГЕН (точковий, буквено-цифровий або графічний); керування даними (КД) реалізує людина через пристрій взаємодії (клавіатура, світловий паличок тощо). У схемі використано ЕПТ загального призначення з роздільною здатністю 2000–4500 ліній (на кадр), швидкість записування даних 7(мкс)–10 000 м/сек і яскравість зображення — 100–600 кд. Вадами таких П. в. і. є: аналоговий метод керування променем, висока напруга, велика споживана потужність, необхідність періодично відновлювати інформацію, а також великі габарити пристрою (довжина трубки). Ці вади частково усунуто на основі спеціалізованих ЕПТ, розглянутих далі.

Профільно-зроменеві ЕПТ (характерні) відтворюють лише буквено-цифрові дані. В них між прожектором (електронною гарматою) та екраном встановлюють спец. трафарети, через які формуються символи (звичайно 64 знаки, але може бути й до 200). У П. в. і. на характерних досягається висока чіткість і якість знаків при сталій яскравості та економії пам'яті, але записування складних зображень сповільнене. При частому використуванні поєднують поточний і фоновий інформації зручними є П. в. і. на ЕПТ із суміщеною проєкцією, в яких опірні дані надходять крізь спец. вікно від кінопроєктора, а це істотно економить пам'ять. Проте викликають докибки суміщення. Для одночасної графічної індикації багатьох швидкозмінливих процесів розроблено П. в. і. на ЕПТ з кількома (до 10) прожекторами.

Важливою характеристикою ЕПТ є здатність нагромаджувати (запам'ятовувати) дані. Нагромаджувальні ЕПТ прямого бачення підсумовує вхідну інформацію на спец. сітці. Виникає потенціальний рельєф, зберіганий потоком електронів від апрошуваної гармати (динамічна пам'ять). Можливе вибіркове і повне стирання даних. Такий П. в. і. характеризується великою яскравістю, але порівняно низькою роздільною здатністю.

В П. в. і. на ЕПТ з темновим записуванням (в земітрапах) екран покритий спец. сумішшю, яка темнішає від дії електронного променя. Потемніння зберігається надовго (статична пам'ять) і руйнується нагріванням. В П. в. і. на трубках з електростатичним записуванням нагромаджувальним елементом є діелектрична плівка — екран (при записуванні заряджається

негативно). Провинний елемент — забарвлений порошок (заряджений позитивно). Після записування трубку пахляють і екран запилюється порошком, частинки якого, прилипаючи до плівки, роблять зображення видимим.

Кольорові ЕПТ з міру їх удосконалення набувають застосування в П. в. і. Найбільше адосконаленням типом таких ЕПТ є трубка з екраном, вкритим трійками точок люмінофору (для кожного з трьох осей кольорів), з трьома електронними гарматами і з тінювальною маскою, яка забезпечує пропускання променів тільки на відповідні точки екрана (використовується в телебаченні). Розробляють П. в. і. й на інших видах кольорових трубок, напр., зі смужками люмінофору на світлому екрані, з одним люмінофором, колір якого змінюється залежно від прикладеної електр. напруги або зміни щільності променя чи його інтенсивності, з роздільними (монохроматичними) екранами й наступним оптичним суміщенням. Для всіх кольорових П. в. і. порівняно з чорно-білими значно складніше забезпечити керування й, особливо, точність суміщення кольорів.

П'яосі ЕПТ (прожектор в них розташований паралельно до екрана з наступним поворотом променя) дають змогу підвищити компактність пристроїв відображення. Щодо яскравості та роздільної здатності вони не поступаються перед звичайними ЕПТ, але вимагають високих відхиляльних напруг.

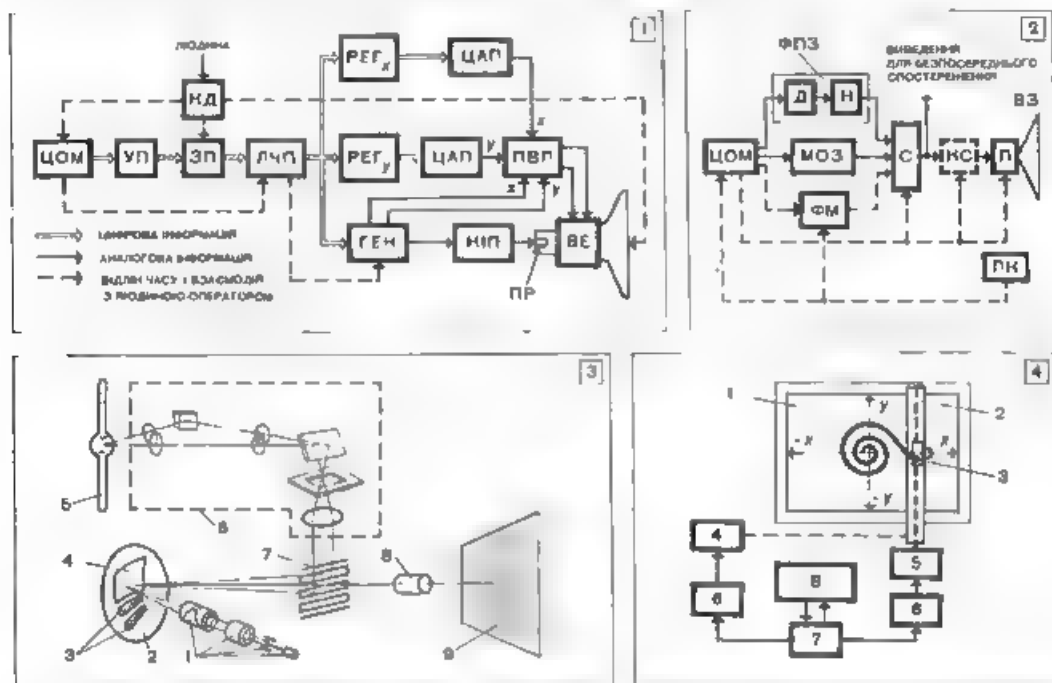
Дальший розвиток техніки відтворення даних на ЕПТ, який іде шляхом поліпшення характеристик трубок заг. призначення, конструювання сімейства вузькоспеціалізованих трубок і створення вмонтованих процесорів, які забезпечують зберігання й регенерацію зображення, дасть змогу П. в. і. на ЕПТ успішно конкурувати з новітніми індикаторами інформації (люмінесцентними екранами, плазмовими панелями й екранами на рідких кристалах).

У проєкційних П. в. і. (мал. 2) ЦОМ керує блоком формування первинних зображень ФПЗ, який складається з джерела Д і носія інформації Н. В разі потреби ЕОМ вилучає спряжене опірне зображення з магазину опірних зображень (МОЗ), ці зображення суміщуються (блок суміщення С) і проєктуються на екран (блок проєкції П), тобто утворюється вторинне зображення ВЗ. Між блоками С та П іноді вводять набір кольорових світлофільтрів КС, який дає змогу забарвити все зображення або його частини в різні кольори. Пульс керування ПК дає можливість людині-оператору змінювати ступінь суміщування, умови проєкції й забарвлення й наносити на зображення мітки (через блок формування міток ФМ). Формування первинних зображень може бути оборотним і необоротним.

Проєкційні П. в. і. з оборотним зображенням ділять на електронні, лазерні, фотохромні і п'лівкові модулятори світла. В електронних П. в. і. первинне зображення формується на ЕПТ, а збільшення реалізується оптичною системою Шмідта. Достатню ре-

дільну здатність і яскравість одержують лише при середніх розмірах екрана (порядку $2,5 \text{ м}^2$); при великих збільшеннях обидва ці параметри зменшуються, бо визначаються характеристиками одного й того самого елемента — люмінофору ЕПТ. Для формування багатокольорового великомасштабного зображення дуже перспективним є використання лазерів (аргонових — для одержування синього й зеленого кольорів; гелієво-неонових — для одержування червоного кольору). Кожний з осн. кольорів модулюється інформа-

цією. Носій — спец. органічний матеріал, прозорість якого змінюється від впливу ультрафіолетового випромінювання. Час формування кадра — до 10 мсек при роздільній здатності 1000 ліній/мм . Проекція даних реалізується видимим світлом, причому можна стерти все зображення або його частину інфрачервоним промінням. Осн. вади фотохромних систем — мала яскравість і нагрівання в матеріалі необоротних змін, що й призводить до його непридатності після кількох сотень спрацювань.



1. Схема створення інформації за допомогою електроннопроменевої трубки: УП — узгоджувальний пристрій (сумісність за довжиною слів, рівнями тощо), ЗП — запам'ятовувальний пристрій, ЛЧП — логічно-часовий пристрій (упорядкування, монтаж і хромування даних); РЕГ_x і РЕГ_y — регістри поточних координат електронного променя; ЦАП — цифро-аналоговий перетворювач; ПВП — пристрій відхилення променя; НІП — керування інтенсивністю променя; ЛЮДИНА — людина-оператор.

2. Структурна схема проекційного пристрою відображення інформації.

3. Плівковий модулятор світла («Епідор») і електронна гармата, відхилююча й фокусуюча систему. 2 — кругле дзеркало, покрите масляною плівкою, 3 — розрізняючі лінзи, 4 — ділянка сканування, 5 — ксенонова лампа, 6 — оптична система, 7 — дзеркало Шлірса, 8 — об'єктив, 9 — екран.

4. Графопробувник з кроковим приводом: 1 — робочий стіл, 2 — штатив, 3 — картка з писальною голівкою, 4 — кроковий двигун, який переміщує штатив по осі x, 5 — кроковий двигун, який переміщує картку по штативу (по осі y), 6 — блок керування кроковим двигуном, 7 — інтерполатор, 8 — ЦОМ.

цію незалежно. Після цього промені зливаються, зображення розгортається по горизонталі й вертикалі і проєктується на екран. Розроблено лише механічні методи розгортки за допомогою призми та дзеркала, що призводить до інерційності системи, позначається на яскравості й сталості зображення. Істотно вади прямих проекційних систем на ЕПТ і лазерах спонукають використовувати проміжні носії запису інформації. У фотохромних П. в. і. джерелом інформації є ультрафіолетовий промінь (спец. лампа, ЕПТ з волоконною оптикою та аргоніві

лазери). Носій — спец. органічний матеріал, прозорість якого змінюється від впливу ультрафіолетового випромінювання. Час формування кадра — до 10 мсек при роздільній здатності 1000 ліній/мм . Проекція даних реалізується видимим світлом, причому можна стерти все зображення або його частину інфрачервоним промінням. Осн. вади фотохромних систем — мала яскравість і нагрівання в матеріалі необоротних змін, що й призводить до його непридатності після кількох сотень спрацювань.

і розмірах екрана 200 м². Оперні зображення та мітки можна наносити на ту саму плівку, використовуючи додаткову електронну гармату. Головна вада плівкових модулаторів світла — вихід з ладу катоди через забруднення маслом (сміром служив — не більш як 100 годин). Плівкові модулатори світла забезпечують багатокольорову індикацію з реальним часом, в т. ч. для швидкоплинних процесів, що дає змогу застосовувати їх у воєнно-тактичних системах і системах керування повітряним рухом.

До проєкційних П. в. і. з необоротною фіксацією належать стиліграфічні, фотохімічні, фотопластичні й термопластичні системи. В стиліграфічних П. і зображення кресляться пером (скрайбером) в неперіодичному покритті носія. Перо має швидкоплинний привід, який переміщує його в площині зображення. Такі пристрої служать, щоб подавати порівняно повільно змінювані дані у фотохімічних проєкційних П. в. і. джерелом первинного зображення є спец. ЕПТ, а носієм — фотошліпка (негативна або оборотна). Ці П. в. і. містять блоки прискореного проявлення плівки (вологого чи сухого). У фотопластичних і термопластичних проєкційних П. в. і. джерело (електронний промінь, заряджене металеве перо або фотонапівпровідникова матриця) формує на плівці розподіл зарядів, відповідний зображенню. Після термообробки на плівці з'являється рельєф, зчитування якого здійснюється через дзеркало Шлірера. Осн. достоїнства проєкційних П. в. і. з необоротною фіксацією є висока роздільна здатність (до 1000 ліній у кадрі — для стиліграфічних, до 3500 ліній у кадрі — для фотохімічних П. в. і.), можливість одержувати великі зображення з великою ясністю та реєстрації даних; вади — великий час формування кадра ($1 \div 2$ сек у термопластичних і $4 \div 12$ сек — у фотохімічних), труднощі внесення змін у сформований кадр і пов'язана з цим необхідність періодичної зміни кадрів. Найпоширеніші фотохімічні й стиліграфічні проєкційні пристрої та плівкові модулатори світла. Фотохім. й електромех. П. в. і. використовують, коли час обміну в системі не обмежений або є комфортним.

У графічних реєструючих П. в. і. використовують ті самі методи, що й у проєкційних П. в. і. з необоротною фіксацією. Зокрема, стиліграфічний двокоординатний метод є основою графопобудовників (мал. 4), які служать для виведення з ЕОМ великогабаритних графіків, таблиць, структур і креслень на нерухомий або обертовий (на барабані) носій папір. Точність відтворення — від $\pm 0,5$ мм до $\pm 0,01$ мм, швидкість записування — $0,5 \div 40$ м/хв, розміри документів — до $2,5 \times 2,5$ м². Осн. достоїнство — одержання точних, у т. ч. робочих, креслень, що дає змогу автоматизувати проектування; вади — мала швидкість і труднощі швидкого внесення змін. Невідповідність між швидкоплинним ЕОМ і повільним виведенням графічної інформації усувається при використанні електрографічного, електрохім., електроіскров. або елект-

ротермічного методів нанесення зображень, а також за допомогою мікрофільмуючих пристроїв. Швидкість відтворення інформації тут становить від 25 000 до 500 000 знаків за 1 сек (тобто приблизно в 20 разів перебільшує швидкість записування графопобудовників), густина записування досягає 9 млн. біт/см². Прискорене проявлення дає змогу видавати плівку зі швидкістю до 50 мм/сек. Як джерело даних поряд із спеціалізованими ЕПТ можна використовувати й безпосереднє нанесення електронним променем даних на плівку або на матрицю світловипромінювальних діодів. Методы фотоувеличування дають можливість одержувати в наступному документі необхідних форматів. Див. також Індикатори інформації.

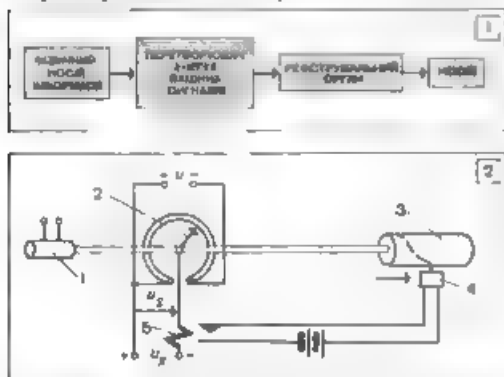
Лит. Загребрат В. М. Применению электронно-лучевых трубок для многолучевого контроля. М., 1965. (Библиогр. с. 93-95). Тимина И. С. Ф. Э. Автоматическое регистрирующие приборы. М., 1968. (Библиогр. с. 380-381). Гилленко В. Т. [та ін.] Автоматические инструменты графика в ЦУМ. М., 1969. (Библиогр. с. 78-79). Пуш Г. Основные методы в системах индикации. Пер с англ. М., 1969. (Библиогр. с. 198-200). Computer graphics. Techniques and applications. New York, 1969.

О. Г. Чачко.

ПРИСТРОЇ ЗАПИСУВАННЯ АНАЛОГОВОЇ ІНФОРМАЦІЇ — прилади, призначені для реєстрації на придатному для цього носії безперервно зміщуючому інформації. Перші П. з. а. і. конструювали на основі зчеплених показувальних вимірювальних приладів, прикріплюючи олівці чи пера до стрілок цих приладів. У зв'язку з розвитком метеорології, сейсмології, радіотелеметрії, автоматики, обчислювальної техніки тощо постала необхідність створювати і вдосконалювати нові методи й засоби автомат. реєстрації аналогової інформації. Тепер є багато принципів і конструктивних рішень у створенні П. з. а. і. Схему роботи П. з. а. і. показано на мал. 1. Енергія фіз. носія інформації, яка надходить до приладу, перетворюється на енергію іншого виду, придатну для діяння на реєструючий орган. Цей орган, взаємодіючи з носієм, залишає на ньому слід, який стає видимим або одразу, або після додаткової обробки. За методами перетворення вхідного сигналу розрізняють прилади з прямим, слідкувачим, розгортувальним та цифровим перетворенням. У приладах з прямого перетворення енергія вхідного сигналу безпосередньо використовується для діяння на реєструючий орган. Таким приладом є, напр., широко використовуваний в аналоговій обчисл. техніці шлейфовий осцилограф. Коли через шлейф протікає вхідний струм, цей шлейф разом із дзеркальцем обертається в полі постійного магніту, відхиляючи тим самим світлову точку на поверхні барабана. До приладів з прямим перетворенням належать і самописні вольтметри й амперметри, самописні гальванометри й логометри, різноманітні мех. пристрої.

У пристроях із слідкувачим перетворенням для діяння на реєструючий орган використовують не сам вхідний сигнал, а розузгодження між вхідним та

допоміжним (компенсуючим) сигналом. Допоміжний сигнал виробляється здебільшого за допомогою реверсивного електродвигуна. Реверсивний електродвигун, що йому надає руху посилений сигнал розугодження, водночас узгоджено переміщує реєструючий орган. Приладам такого типу властиві висока точність і велика потужність, але мала швидкість. Слідуючі системи перетворювання якористовують в автомат. електронних потенціометрах і різноманітних зрівноважених мостах.



1. Загальна схема роботи пристрою автоматичної реєстрації аналогової інформації.
2. Схема пристрою з розгортувальним перетворенням.

У системах розгортувального перетворювання компенсаційний метод вимірювання поєднується з імпульсним діямним на реєструючий орган. Компенсуючий сигнал у таких системах не копіює вхідного сигналу, а незалежно від нього періодично змінюється в усьому діапазоні з досить високою частотою. У момент, коли компенсаційний сигнал збігається з вхідним, виникає імпульс, який і діє на реєструючий орган. П. з. а. і. з перетворювачами цього типу дуже перспективні. В них висока точність поєднується з великою швидкістю. Крім того, автономність і прикладність компенсаційного сигналу дають змогу використовувати такі пристрої багато разів. На мал. 2 наведено схему приладу з розгортувальним перетворенням для реєстрації напруги U_x . На валі двигуна 1, що обертається з постійною швидкістю, закріплено двох 2 реохорда і барабан з носієм 3. У момент, коли напруги U_x та U_z співпадають, реле 5 виникає, замикаючи коло позначника 4, який повільно пересувається вздовж твірної барабана.

З розвитком цифрових методів контролю керування й обчислювання дедалі ширше застосовують прилади з цифровим перетворенням вхідного сигналу. В них дані записуються або звичайними знаками, або елементарними позначками, що розміщуються в певних позиціях. Застосування десятикової, двійкової та двійково-десятикової систем числення дає змогу об'єднати П. з. а. і. з обчислювальними машинами та ін. пристроями автоматики й телемеханіки (див. *Аналого-цифровий перетворювач*).

П. з. а. і. різноманітні за типами реєструючих органів і характером взаємодії їх з носієм. Усі відомі методи реєстрації можна поділити на три групи. Першу групу становлять методи реєстрації, яку здійснюють нанесенням шару речовини, другу — деформацією або зняттям шару речовини, третю — зміною стану речовини носія.

У приладах 1-ї групи як носій застосовують звичайний папір, на який наносять чорнило, графіт або фарби. Реєструючими органами є тримачі з графітом, перами, друкувальними або колючими стрижнями. Прилади цієї групи інерційні і для приведення їх у дію потрібна значна потужність. У приладах 2-ї групи як носій використовують папір, вкритий тонким м'яким шаром барвної речовини. Реєструючим органом є різець, який знімає тонкий верхній шар. 3-я група найчисленніша і найпоширеніша. Тут використовують електротермічний, електрохім. та світлочутливий папір, а також фероматнілі, діелектричні та люмінесцентні шари, нанесені на якусь основу. Мех. реєструючі органи в них замінені відповідно електр., магнітними, електронними або оптичними органами.

Лит. Розенберг Н. М. Способи автоматическої реєстрації імпульсний М., 1964. Теминков Ф. Е. Автоматическі реєструючі пристрої. М., 1968 [бібліогр. с. 380—381].

Л. А. Козиневич.

ПРИОРИТЕТ при обробці інформації на ЦОМ — величина, що характеризує значущість певного процесу в ЦОМ (виконуваної програми) щодо інших аналогічних процесів, між якими можлива конфліктна ситуація. У заг. випадку П. встановлюється на підставі апріорних даних про закінчення програми, він залежить від конкретної ситуації в об'єкті, процесі на машині. Значенням П. є ціле додатне число (менше числа відповідного більшому П). Поняття П. використовують, наприклад, під час організації багатопрограмної роботи в таких ситуаціях, де потрібно вирішити, яку з кількох програм має використовувати пристрій (наприклад, центральний процесор) у даний момент. П. у цих ситуаціях визначають залежно від заг. значення до об'єкта, процесу. Нехай, наприклад, у машині виконуються незалежно одна від одної три програми А, В і С з відповідно 1, 2 і 3-м П. Програми С в даний момент належать центр. процесору, програмі А — пристрій виведення на друкування, програмі В — пристрій введення з перфокарт.

Можливий такий порядок (дисципліна) обслуговування програм центр. процесором: коли програма А чи В у певний момент закінчує використання зони центр. процесора, щоб її обслуговував центр. процесор, це право надається їй у цю саму мить. При цьому програма С тимчасово відкладається (переривається). Такий порядок обслуговування наз. дисципліною з пріоритетним перериванням (або абсолютним П.). Її застосовують, наприклад, коли програми А та В працюють у реальному масштабі часу, а програма С реалізує розв'язання звичайної, разової задачі. Можлива й інша дисципліна обслуговування, при

який роль П. обмеженіша (дисципліна з відносинами П.). Напр., у попередній ситуації програма С використовує процесор до того моменту, поки вона не звернеться до котрогось (а зовн. пристроїв, і тоді питання про те, який з двох програм (А чи В) надати процесор, вирішується на користь А на підставі вищого П. П. Така дисципліна обслуговування характерна для процесу пакетної обробки даних (див. *Операційна система*). Значення П. програми часто ставиться в залежність від часу, напр., якщо програма чекає на обслуговування певним пристроєм, то П. П. зростає за певним законом, а потім, коли програма захоплює цей пристрій, П. П. падає до зотаткового рівня. Поняття П. у деяких випадках можна використовувати і як величину, що характеризує відносну аналогічність користувача обчислювальної системи для вирішення конкретних конфліктних ситуацій між кількома користувачами.

А. І. Нікітін.

ПРИОРИТЕТІВ СИСТЕМА — набір правил, які встановлюють пріоритет кожного з багатьох функціонуючих на машині процесів у будь-якій конфліктній ситуації. Реалізація П. с. ґрунтується як на схемних засобах (система переривання), так і на програмах, які виходять до операційної системи машини. Найчастіше найбільш пріоритетними є процес реакції на різні нерегулярні (напр., аварійні) ситуації на машині. Високий пріоритет присвоюють і процесам реакції на сигнали від зовн. об'єктів, які функціонують у реальному масштабі часу, та від зовн. пристроїв машини. Найнижчий пріоритет присвоюють процесам, що пов'язані з розв'язуванням звичайних задач і становлять фонний обчислювальний процес. Пріоритети, що їх встановлюють згідно з П. с. окремим процесам, можуть бути і постійні, а можуть і змінюватися в часі. Так, напр., пріоритет задачі, яка має бути розв'язана в системі автоматизації виробн. на певний час дня, швидко зростає з наближенням до цього моменту часу. Часто пріоритет певного процесу встановлюють залежно від часу чекання цього процесу, щоб не допустити занадто тривалого простою його.

А. І. Нікітін.

ПРОБЛЕМА «ЛЮДИНА — МАШИНА» — комплекс питань, які розглядають взаємодію людини з машиною або автоматом у єдиній системі. Основні з них: досліджування можливостей людини-оператора як ланки системи «людина — машина» (СЛМ), оптм. розподіл функцій між людиною й машиною, синтез глобального критерію оцінки якості СЛМ, інженерно-психологічні досліджування СЛМ та ін.

Перше питання включає визначення робочих характеристик людини-оператора, які належать собію матем. опис (матем. модель) її поведінки, межі застосовності одержаної моделі тощо. При цьому досліджуванню підлягають усі можливі канали приймання та передавання інформації людиною — зір, слух, мова, дотик та ін. На основі робочих характеристик визначають вимоги людини до інформаційної моделі машини і досліджують потоки

інформації від СЛМ. «Машинна» в цьому разі означає сукупність тех. пристроїв, складність яких залежить від конкретних завдань, «людина» — одну людину-оператора або групу операторів, які взаємодіють у єдиному комплексі з тех. пристроями. Функції людини-оператора в СЛМ полягають у тому, щоб приймати та обробляти інформацію, яка надходить від машини, і передавати (у вигляді керування) командку інформацію машині. Робочі характеристики СЛМ звичайно одержують експериментально з участю великої кількості навчених операторів, усереднюючи в подальшому одержані результати. Вони залежать від багатьох чинників. Можливість навчання людини-оператора, самі процеси навчання й тренування, адаптація до зміни умов роботи є самостійними напрямками досліджень.

СЛМ можна класифікувати за формою участі людини-оператора у виробничому процесі — на системи, в яких машина, щоб виконувати своє завдання (лише з функційми контролю, пошуку несправностей тощо), не потребує безпосередньої участі людини, і на системи з безпосередньою участю людини в керуванні машиною (напр., для стеження, керування автомобілем, літаком тощо); за видом зв'язу людини з машиною — на СЛМ з безпосереднім і в дистанційним зв'язком; за часом участі людини-оператора в процесі керування — на СЛМ з неперервним функціонуванням оператора і в дискретним (коли, не порушуючи роботи системи загалом, він може відволікатися на деякий час від керування машиною); за кількістю операторів, які беруть участь у роботі системи (якщо їх більше ніж один, система набуває додаткових якісних властивостей, т. з. ефект групи, при цьому може виявитися потрібним врахування психологічну сумісність операторів), і т. д.

Одержані характеристики й матем. модель людини, які описують її поведінку, — це означає розв'язати лише частину П. ал. — м. з. Друга частина проблеми полягає в пошуку критеріїв для організації оптм. функціонування людини й машини як єдиного цілого.

СЛМ за своєю суттю є складною системою керування, вона має різні показники якості, які, вступаючи між собою в певні функціональні співвідношення, утворюють складений комбінований критерій якості. Часто можна без великої похибки скористатися адитивною формою подання складеного критерію, напр., у вигляді

$$J = \int_0^T \sum_{i=1}^n \alpha_i x_i^2 dt + \sum_{j=1}^p \beta_j y_j,$$

де T — відрізок часу, на якому визначають інтегр. показник якості при вищераховуванні збурення заданого виду, α_i — вага i -го інтегр. показника якості, x_i — i -а координата системи, за якою визначають інтегр. показник якості, β_j — вага j -го неінтегрального показника якості, а y_j — j -й неінтегральний показник

якості. В інтегр. показники якості зазвичай включають координати, які характеризують властивості систем, — її помилку, похибку, керуючі дії тощо, в неінтегральні — варіації, надійність, імовірність виконання завдання, напруженість роботи людини-оператора в системі керування, необхідну кваліфікацію людини-оператора, термінальні критерії й мінімальні показники якості.

Якість системи керування оцінює людина або група людей, отже, формування оптимального функціоналу в проблемі, принципово пов'язаною з людиною, й підходить до розв'язування її необхідно, враховуючи специфіку людських чинників. Ватого коеф. критерію можна визначити *експертний оцінювальний метод* у його різних модифікаціях.

Наявність критерію якості СЛМ дає змогу на наук. основі порівнювати між собою різні системи цього класу і здійснювати різні завдання синтезу: оптимальний розподіл функцій між людиною й пристроями спряження (елементами керуючих пристроїв), спряження людини й машини в єдине функціональне ціле й параметричну оптимізацію СЛМ.

Розподіляючи функції між людиною й автоматом, пристроями, треба мати різного рівня відомості про роботи характеристики людини стосовно до конкретного завдання (без таких відомостей завдання синтезу СЛМ треба розглядати як некоректне). Краще використовувати досить повний опис динамічних властивостей людини, її обмеження, статистико-імовірнісні показники тощо. Проте в деяких випадках можна скористатися й з мінім. відомостями про можливості людини-оператора (напр., з модальних характеристик, які дають відповідь на запитання про те, чи може взагалі людина виконати певну операцію, чи ні).

Для реалізації закону керування, одержаного на основі наявного критерію якості, функції між людиною й автоматом, пристроями розподіляють залежно від доступного дослідницького рівня інформації про робочі характеристики людини-оператора. В результаті визначається або єдина структура (при досить повному описі), або обмежене число структур СЛМ (при наявності лише модальних характеристик). Після цього на основі критерію якості здійснюють етап параметричного синтезу, на якому система оптимізується в рамках єдиної структури. Оскільки СЛМ є складною системою, яка відзначається різноманітністю динамічних властивостей, і враховуючи важкість розрахунку систем з комбінованим оптимізуючим функціоналом, рекомендують досліджувати СЛМ теоретико-експериментальним методом, макс. використовуючи реальну апаратуру та обладнання і якомога повніше зберігаючи особливості динаміки. Моделювання імітує найхарактерніші для певної системи збурення, включаючи початкові умови, й за певний час T людина-оператор експериментально здійснює потрібний процес. Варіюючи оптимізувані амплітуди, добиваються мінімізації критерію якості. У теор. розумінні завдання зводять до пошуку *екстремуму загальної функції*

багатьох змінних у статистико-імовірнісному аспекті.

Т. ч., П. дв. — м. з проблемою комплексною, вона об'єднує дослідження з різних галузей знань: систем загальної теорії, автоматичного керування теорії, математичної інженерної, медицини, техніки тощо. Див. також *Моделювання системи людина — машина й Ерегітична система*.

А. М. Вероні, А. М. Мелішев, В. В. Павлов.

ПРОГОНКИ МЕТОД — те саме, що й *факторизації метод*.

ПРОГРАМ СЕГМЕНТАЦІЯ — розчленовування програм на окремі частини (сегменти) для розміщення їх у наявних обсягах пам'яті. П. с. має здійснюватися з урахуванням прийнятої для даної цифрової обчислювальної машини системи розподілу пам'яті. Окремі сегменти програм розміщуються в різних ступенях пам'яті ЦОМ; у міру виконання програми черговий виконуваний сегмент переміщується із зони пам'яті в оперативну. П. с. веде до подовження часу виконання програми, яке тим більше, чим частіше доводиться замінювати черговий виконуваний сегмент. П. с. здійснюється або на основі апріорного аналізу структури програми й частоти звернення до окремих її ділянок, або на основі моделювання цих програм. Див. також *Пам'яті розподіл*.

И. Ф. Лашенко.

ПРОГРАМА ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЇ МАШИНИ — опис алгоритму розв'язування задачі, заданої мовою обчислювальної машини. Цей опис являє собою задану обчислювальній машині інструкцію, що вказує, в якій послідовності, над якими даними і які операції має виконати машина та в якій формі видати результат. П. мовою обчислювальної машини являє собою послідовність числових кодів і її складають вручну або за допомогою *транслятора*, для яких алгоритм задачі записується відповідною мовою програмування. При застосуванні засобів автоматизації програмування П. мовою обчисл. машини часто виявляється внутрішнім елементом обчисл. процесу, основного на безпосередньому розв'язуванні задачі після трансляції.

До П. ставлять суперечливі вимоги: щоб вона економічно використовувала пам'ять і щоб було забезпечено велику швидкість розв'язування, а тому при складанні П. доводиться вдаватися до компромісу, який часто виражається тех. можливостями конкретної цифрової обчисл. машини.

В. Ф. Лашенко.

ПРОГРАМА ВИПРОБОВУВАЛЬНА — програма, за допомогою якої здійснюють *діагностику несправностей ЦОМ*.

ПРОГРАМА ДІАГНОСТИЧНА — програма, яка реалізує алгоритм пошуку несправностей і дає змогу з якоюсь імовірністю виявити місце несправності в цифровій обчислювальній машині. Вона є частиною випробувальної програми (див. *Діагностика несправностей ЦОМ*). Створюючи П. д., складають список несправностей, які можуть виникнути в контрольованому пристрої чи вузлі машини. Для кожної

несправності, що входить до списку, складають програму виявлення П. При цьому припускають, що в контрольованому пристрої чи вузлі машини виникла одна з несправностей, що входить до списку, а більші несправностей немає. Складання програми полягає в підбірці такої послідовності команд, яка забезпечує подання на контрольований пристрій чи вузол малим першим наборів вхідних сигналів і аналіз його вихідних сигналів з метою виявлення цієї несправності. У зв'язку з тим, що майже всяка програма, призначена для виявлення якоїсь несправності, реагує й на інші несправності, проводять аналіз реакції кожної із складених програм на кожну несправність, яка входить до списку. Результати аналізу заводять у таблицю, у верхньому рядку якої записують умовні номери несправностей, у лівому стовпчику — номери складених програм. Якщо якась програма з номером / виконується правильно, а є несправності в номером і, то в ту клітинку таблиці, де перетинаються /-й рядок і і-й стовпчик, записують 0, а протилежному разі в цю клітинку записують 1. Складену так таблицю наз. *д і а г н о с т и ч н о ю*, а сукупність складених програм виявлення несправностей є П. д. для даного пристрою чи вузда ЦОМ. Виконуючи П. д., одержують з. а. результат діагностики, який являє собою двійковий код, створений за таким правилом: /-й розряд цього коду дорівнює 0, якщо і-а програма виконалась правильно, в протилежному разі він дорівнює 1. Стовпчики діагностичної таблиці розглядають і як двійкові коди, що їх читають згорі вниз. Результат діагностики порівнюють з кодами, що їх утворили стовпчики діагностичної таблиці. Якщо результат діагностики збігається з кодом якогось стовпчика таблиці, то вважають, що в контрольованому пристрої є несправність, номер якої відповідає номеру цього стовпчика. Характер несправності визначають за списком. Літ. Мирен Г. А. Исцеление программ для контроля электронных цифровых машин. М., 1964 (Бібліогр. с. 266, 267). Диагностика несправностей вычислительных машин. М., 1965. Волков А. Ф., Велешеннов В. А., Зенкин В. Д. Автоматический поиск неисправностей в ЦВМ. М., 1968 (Бібліогр. с. 144, 146).

Л. О. Коритина.

ПРОГРАМА КЕРУЮЧА — див. *Керуюча програма*.

ПРОГРАМА КОМПІЛЮЮЧА — див. *Транслятор*.

ПРОГРАМА-ДИСПЕТЧЕР — одна з назв керуючої програми *операційної системи* або її частини, яка керує проходженням завдань у ЦОМ.

ПРОГРАМИ ОБСЛУГОВУВАЛЬНІ — програми, призначені для підвищення ефективного використання цифрової обчислювальної машини. Програми використовують П. о. як допоміжний засіб, виконуючи окремі етапи підготовки до розв'язування задачі на ЦОМ. До П. о. належать, напр., програми редагування, оновлення виступу бібліотек, друкування каталога тощо. У сучасних ЦОМ П. о. входять до комплексу програм *операційної системи*.

Г. Д. Фролов.

ПРОГРАМОВАНЕ НАВЧАННЯ — один з видів навчання людини; специфіка П. н. полягає в тому, що воно здійснюється за заздалегідь складеною навчальною програмою, яка виконує деякі функції викладача. П. н. дає змогу підвищити якість навчання і скоротити час, що його витрачають і навчуваний, і навчаючий, а також досліджувати процес навчання людини. Підвищення ефективності в умовах П. н. досягається ретельним добром змісту навч. курсу, поліпшенням логічної структури матеріалу; збільшенням частоти обміну інформацією між навчуваним і навчаючим; підвищенням ступеня індивідуалізації навчання тощо. Як засіб дослідження процесу навчання людини П. н. можна використовувати насамперед тому, що його застосування створює необхідні умови для стандартизації под. експерименту. Засобами реалізації навчальної програми часто є *програмовані підручники* і *навчальні машини*. Осн. характеристики П. н. такі: 1) навч. матеріал розміщують за заздалегідь описаною схемою; 2) формують мету навчання і розробляють засоби, за допомогою яких можна виміряти, наскільки навчуваним можуть досягти цієї мети, або об'єктивно довести, що цієї мети вони досягли; 3) навч. матеріал поділяють на розділи, які закінчуються контрольними запитаннями, завданнями чи вказівками навчуваному, що йому робити далі (ці розділи наз. *порціями навч. матеріалу*, або *порціями*); 4) від навчуваного вимагається, щоб він відповідав на запитання або виконував запропоновані завдання; 5) навчуваному негайно повідомляють, чи правильно він відповів, а в разі випадків зазначають тип допущених помилок і видають порції з поясненнями цих помилок; 6) забезпечують індивідуальну роботу в зручному для навчуваного (або в контрольованому) темпі, а в разі випадків більшою чи меншою мірою пристосовуються до індивідуальних особливостей навчуваного; 7) ефективну навчальну програму здебільшого розробляють багато разів експериментально, перевіряючи її на тих, кого екзамнують. Щоб визначити рівень початкової підготовки тих, кого навчають, часто розробляють і *тест*, який передус П. н.

Зародження П. н. відносять до 1927, коли амер. учений С.-Л. Прессі вперше використав автомат. пристрій для перевірки правильності відповідей навчуваних на тестові запитання. Зокрема, він побудував пристрій, який видавав навчуваному наступне запитання лише тоді, коли він правильно відповів на попереднє. Виявилось, що навчувани, котрі використовували цей пристрій, успішно засвоювали матеріал, з якого ставили їм запитання. Ідеї Прессі використовували його послідовники й учні в 30–40-х рр., розробляючи ряд тренажерів, які застосовувалися для підготовки військових спеціалістів і персоналу, що обслуговував різні тех. пристрої та системи.

Осн. ідеї П. н. стали широко відомими наприкінці 50-х рр. завдяки працям амер. психологів Б.-Ф. Скіннера та Н. Краудера.

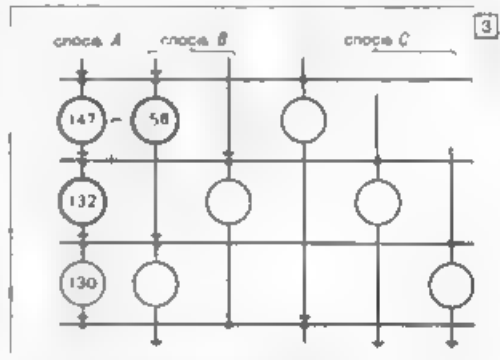
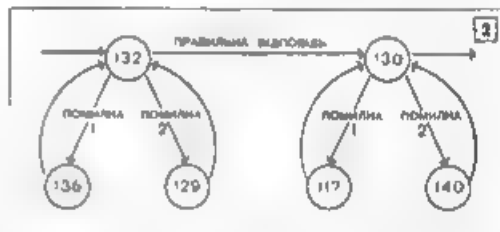
У навчальних програмах Скіннера навчаному пропонується самому записати свою відповідь у відведеному місці, а потім звірити її з правильною відповіддю, що міститься в далішій за порядком порції. На мал. 1 подано схематичне зображення навч. програм, побудованої за методом Скіннера (на наведених тут мал. 1—3 кружками позначено номери сторінок, а стрілками — необхідні переходи). Такі програми названо лінійними. Н. Краудер поклав початок розвитку іншого напрямку П. н., що ґрунтується на використанні т. з. розгалужених програм. Якщо для успішного навчання за програмами Скіннера передбачається, що той, кого навчають, повинен дати принаймні 95% правильних відповідей, то при використанні програм Краудера допускається менший процент їх. Щоб пояснити навчанням причини їхніх помилок, до програм вводять розгалуження — порції з поясненнями. На мал. 2 дано схематичне зображення розгалуженої навч. програми.

У 60-х рр. розробка навч. програм і виробн. навч. машин перетворились у ряд країн на окрему галузь педагогічної індустрії. У 1970 в США було в продажі понад 2000 навч. програм, в Англії — 1200, у Франції — понад 200. В СРСР створено (за наближеними оцінками) понад 300 навчальних програм.

Дальший розвиток П. н. і розширення сфери його використання вимагає, щоб було розроблено теор. основи П. н., зокрема, методику складання навч. програм, що забезпечують досягнення не тільки ближчих цілей навчання, напр. засвоєння чітко визначеного змісту, формування деяких навичок та умінь, а й досягнення дальших цілей, напр. таких, як формування узагальнених прийомів мислення, розвиток пізнавальної здатності навчуваних. Теорія П. н. розвивається на базі використання досягнень кібернетики, дидактики, педагогіки, психології інженерної та інших галузей знання.

Успіх П. н. значною мірою залежить від змісту, засвоєння якого передбачають метою навчання, від способу керування пізнавальною діяльністю навчуваних і особливостями реалізації. Конкретизація змісту навчання вимагає його психологічного й логіко-матем. аналізу. Психологічний аналіз змісту навчання відносно себе, зокрема, з'ясування того, якою мірою цей зміст потрібний для опанування заданою діяльністю, якою мірою він доступний для навчуваних різного віку, з неоднаковим рівнем попередньої підготовки, і якою мірою він забезпечує їхній розумовий розвиток. У цій галузі одержано дуже цікаві результати щодо навчання у загальноосвітніх школах. Так, відповідні дослідження переконливо свідчать про те, що раціональна структура навч. предмета вже в молодшому шкільному віці значно розширює можливість засвоєння учнями матем. й граматичного матеріалу. Результати цих досліджень можна використати, програмуючи навчання, і водночас уточнити їх

у ході експерименту з використанням навч. програм. У логіко-математичному аналізі змісту навчання виділяють двох завдань. Одно з них — опис структур навч. матеріалу з використанням інформації теорії, графік теорії. Друге завдання — це створення лог. формальних, що описують структуру матеріалу, який треба засвоїти. У собі керування пізнавальною діяльністю (методи навчання) виділяють дві сторони — змістову й формальну. Змістову сторону з першою наближені можна описати за допо-



1. Схема лінійної програми.
2. Схема розгалуженої програми.
3. Схема адаптивної програми.

могою розумових та практичних дій навчуваного, які необхідні для засвоєння змісту, що його передбачає мета навчання. До змістової сторони методу належать, зокрема, алгоритми дій, напр. алгоритми підведення одного поняття під інше, алгоритми розпізнавання належності, різні моделі й аналогії. Формальну сторону можна описувати за допомогою таких параметрів навч. програм, як кількість завдань, що їх видають навчуваним; їхня трудність; міра поданої допомоги; форма обміну інформацією між навчачим і навчуваним; тип відповіді (вільно сконструйована природною мовою, виражена в умовному коді, обрана із запропонованих альтернатив); схема навч. програми тощо.

Для ефективного керування пізнавальною діяльністю навчуваного навч. програму бу-

думку на основі априорного опису цього об'єкта керування. Проте через особливості об'єкта зробити його точний априорний опис дуже важко. Саме тому в арсеналі засобів П. н. дедалі більшого значення набувають т. в. адаптивні навчальні програми, за допомогою яких можна змінювати способи викладу навч. матеріалу в напрямку збереження показника якості при зовн. і внутр. умовах навчання, які дозволить змінюються. Адаптивну навч. програму можна подати як таку, що складається з кількох лінійних або розгалужених програм, які відрізняються одна від одної способом викладу того самого змісту. Схематичне зображення такої програми дано на мал. 3. Адаптивну навч. програму можна ефективно реалізувати лише за допомогою адаптивних навч. машин (АНМ), які на підставі оброблення по порядку відповідей навчуваного оптимізують процес його навчання за заданим показником якості. АНМ забезпечують якийсь ступінь індивідуалізації навчання, ніж традиційні форми групового навчання та звичайні форми П. н. АНМ дають змогу повніше використовувати здібності кожного навчуваного і відкривають можливості для скорочення строків навчання та поліпшення його якості. Експерименти свідчать про те, що при навчанні за допомогою адаптивної навч. програми відносно скоротити час навчання порівняно з навчанням за звичайною розгалуженою програмою в середньому на 30%, забезпечивши при цьому потрібний рівень виконання контрольних робіт.

Третій фактор ефективності П. н. — особливості реалізації навч. програми. Ці особливості залежать насамперед від рівності функцій між навч. програмою тим, кого навчають, т. в. хто навчає, і навчаючою машиною (якщо її використовують для реалізації навчаючої програми). Можна виділити два напрями досліджень в галузі тех. засобів П. н. Одні з них має на меті в'єсувати психологічно-педагогічні вимоги до навчаючих пристроїв, другий — розв'язати наук. тех. питання, пов'язані з розробленням таких пристроїв. Тех. засоби доцільно використовувати в умовах П. н. в таких випадках: а) коли без машини не можна забезпечити потрібної форми обміну інформацією; б) коли треба забезпечити точне додержання навчуваними порядком роботи, передбаченого навч. програмою, безперервний контроль з боку викладача за ходом роботи кожного навчуваного, в) коли потрібно швидко обробити відповіді. Останній випадок виключає в себе оброблення досить складних, напр. вільно-формованих, відповідей навчуваних, реєстрацію процесу навчання й автомат. обчислення його показників (напр., якщо використовують адаптивні навч. програми). Комплексне виконання перелічених умов можливе лише при реалізації навч. програми за допомогою досить складного тех. пристрою. Як пристрій для керування П. н. дедалі частіше використовують *цифрові обчислювальні машини*.


Лит. Мажбид К. И., Вандаровская В. М. Зарубежные концепции программированного обучения. М., 1964. Гребень Н. И., Донгилло А. М. Автоматические устройства для обучения. К. 1965 [бюл.гр. с. 183 (1964)]. Глушкова В. М. (та ін.). Наукові проблеми програмного навчання та шляхи їх розробки. «Радянська школа», 1968, № 6—7. Калал Г. А., Герштейн Т. Д. Калал А. М. Об одном подходе к построению адаптивных обучающих систем. «Кибернетика», 1968, № 3. Талызина Н. Ф. Теоретические проблемы программированного обучения. М., 1969 [бюл.гр. с. 124—132]. Применения ЭВМ в учебном процессе. М., 1969. С. М. Довгалло.

ПРОГРАМОВАНІЙ ПІДРУЧНИК — книга, підручник, у якому надруковано *навчальну програму*. Відмінності між звичайними підручниками і програмованими полягають головним чином у тому, що в П. п. значна частина його обсягу відводиться для опису роботи того, хто навчається, в процесі навчання, — для запитань, завдань, різних варіантів відповідей і роз'яснень, розгорнутих прикладів тощо. П. п. поділяють на лінійні, розгалужені та адаптивні. Переважний більшість П. п. будуть за лінійною навчальною програмою, за якою той, хто навчається має змогу звірити свою відповідь з пропонованою правильною відповіддю і перейти до нової порції навчального матеріалу. Фрагмент типового П. п. див. в табл. 1. Приклад порції з підручника, який реалізує розгалужену навчальну програму, подано в табл. 2. П. п. з розгалуженою програмою нав. що посібниками з розкиданими сторінками, оскільки роз'яснення до *i*-ої порції і порції *(i + 1)*-ша з новим навчальним матеріалом розміщуються звичайно на декількі відстані від *i*-ої порції (див. табл. 2). Це робиться для того, щоб утруднити підглядання правильних відповідей. В адаптивних П. п. передбачається кілька варіантів викладу одного й того самого матеріалу для тих, хто навчається, враховуючи різний рівень їхньої підготовки, — для навчання різних контингентів. Такі підручники, як правило, використовують разом з адаптивною навчальною машиною, яка аналізує послідовність відповідей того, хто навчається, й відсилає його до того чи іншого варіанту викладу учбового матеріалу.

Щоб підкреслити ефективність П. п. та зменшити ймовірність згадування тим, хто навчається, правильної відповіді, в поданих альтернативах застосовують т. з. конструктивно-вибірковий метод формування відповідей, коли той, хто навчається, набирає свою відповідь з пропонованих елементів, які є допустимими смисловими одиницями в даному курсі. В деяких П. п. з такою формою відповіді передбачаються роз'яснення для найтупіших (правильних і помилкових) поєднань згаданих елементів. Широко застосовують методики роботи з П. п., за якими тим, хто навчається, пропонується спочатку записати свою відповідь у довільній формі, а потім вибрати серед пропонованих правильну й помилкову відповіді. У цьому разі найбільшого ефекту досягають, використовуючи навчальні машини, які дозволяють доступ до задалегідь заготовлених відповідей лише після того, як той, хто навчається, введе свою відповідь.

Фрагмент типового програмованого підручника, побудованого на лінійній програмі. Таблиця 1

СІТКА	22
Події, що зображуються в сітці ПЕРТ у вигляді кружечків, овалів або квадратів, відбуваються в логічній _____	

ПОСЛІДОВНОСТІ	23
Ця фігура в простій сітці ПЕРТ. Кружечки зображують _____, які йдуть одна за одною у заданій _____	
	

ПОДІЇ ПОСЛІДОВНОСТІ	24
Порядок подій вказується стрілками, а не номерами подій. У наведеній сітці ПЕРТ послідовність подій така, що подія 12 не може статися, якщо не статися подія _____	
	

Фрагмент програмованого підручника, що реалізує розгалужену шкільну програму. Таблиця 2

132

Ваша відповідь. У суматорі буде записано 0 000000375

Правильно. В копії 1283 міститься слово 0 000000375, а перше команда

0	50	1283	0000
---	----	------	------

переслав вміст копії 1283 в суматор

Записавши 0 000000375 у суматор, до цього числа можна додати число 0 000000580, яке є в копії

1821. Код команди «Додавання» 60

Чи повинна бути заповнена друга команда?

0	60	0580	0000	стор.	136
---	----	------	------	-------	-----

0	60	1821	0000	стор.	130
---	----	------	------	-------	-----

0	50	1821	0000	стор.	130
---	----	------	------	-------	-----

136

Ваша відповідь. Другою командою повинна бути

0	60	0580	0000
---	----	------	------

Ні Ви зробили цілком правильно, змінивши код операції «Посилки» 50 кодом «Додавання» 60. Але адресу частини ви перетворили неправильно. Гляньте на першу команду.

Код операції	Адреса
0	50
1283	0000

На цю команду число 375 переписується в суматор, але адреса частини при цьому самого числа 375 не містить. Там міститься адреса числа 375. Якщо треба додати число 580, то в адресу частини вписати саме число не можна. У ній треба поставити адресу копії. А в якій копії записано число 580?

Поверніться до сторінки 132 і робіть ще одну спробу

129

Ваша відповідь. Другою командою повинна бути

0	50	1821	0000.
---	----	------	-------

Не хочіть так. Ви зробили правильно, змінивши адресу частини команди в 1283 на 1821, бо треба, щоб друга команда додала число 580, записане в копії 1821. Але при цьому треба було змінити й ту частину команди, в якій міститься код операції. Команда «Додавання» (код операції 60) викликає додавання вмісту копії пам'яті до вмісту суматора. Команда

0	50	1821	0000
---	----	------	------

просто переписав вміст копії 1821 у суматор і так лише змінив число, яке раніше там було. Замість того, щоб додати до нього. Поверніться до сторінки 132 і спробуйте вибрати іншу відповідь

				130
Ваша відповідь. Другою командою має бути				
Правильно.		60	1821	0000

До П. п. часто відносять і навчальні посібники, де є, окрім осн. матеріалу (передбаченого навчанням), і питання та задачі для самоконтролю, а також відповіді й аналіз відповідей до питань самоконтролю й до контрольних робіт. Як програмований додаток до звичайних підручників використовують різні тренувальні

зшити, вказівки до розв'язування, задачки, запитальники та приписи.

Добре складені П. п. дають змогу добиватися підвищення якості навчання порівняно з традиційною груповою формою навчання за звичайними підручниками, а також зменшення (на 30—40%, часу, який витрачають

і ті, хто навчається, і ті, хто навчає. Значний ефект дають П. ш. у поєднанні з іншими навчальними посібниками, такими, як довідники, інструкції, словники, задачник (з розв'язаними прикладами) і т. п. Останнім часом частішають спроби випускати П. ш. у комплекті з цими навчальними посібниками.

Лит. Программированные учебные пособия Ташмент, 1989 Ющенко Е. Л. (та ін.) КОБОЛ (Программированное учебное пособие) К 1973 Т. 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25, 26, 27, 28, 29, 30, 31, 32, 33, 34, 35, 36, 37, 38, 39, 40, 41, 42, 43, 44, 45, 46, 47, 48, 49, 50, 51, 52, 53, 54, 55, 56, 57, 58, 59, 60, 61, 62, 63, 64, 65, 66, 67, 68, 69, 70, 71, 72, 73, 74, 75, 76, 77, 78, 79, 80, 81, 82, 83, 84, 85, 86, 87, 88, 89, 90, 91, 92, 93, 94, 95, 96, 97, 98, 99, 100. О. М. Довгала К. Л. Ющенко

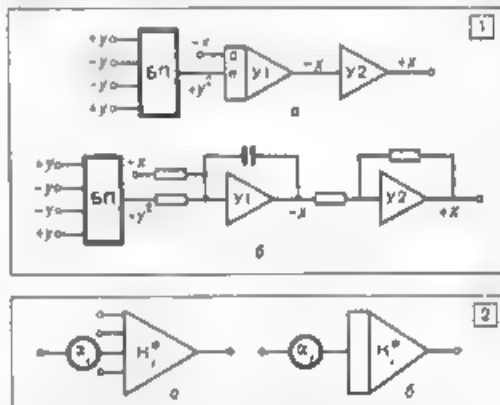
ПРОГРАМУВАЛЬНА ПРОГРАМА — програма, призначена для перекладу (трансляції) описів алгоритмів з однієї формальної мови на іншу. Див. Транслятор

ПРОГРАМУВАННЯ АОМ — процес підготовки задачі до розв'язування П. на машині. Включає в себе математичне формулювання задачі, вибір методу розв'язування, перетворення системи рівнянь до виду, зручного для розв'язування П, та етапи підготовки всіх первісних даних для введення в машину й для відладки програми. Етапи матем. формулювання задачі й вибору методу розв'язування не формалізують і виконують їх, як правило, спеціалісти, що ставлять задачу, спільно зі спеціалістами по застосуванню засобів аналогової обчислювальної техніки.

Перетворення системи рівнянь, одержаної на етапах матем. формулювання й вибору методу розв'язування, до вигляду, зручного для розв'язування, включає перетворення для поліпшення якості роботи схеми: спрощення вигляду рівнянь, збільшення точності й надійності та зменшення обсягу устаткування, полегшення процесу досліджень рівнянь і перетворення їх до канонічної форми. Перетворення, що поліпшують якість роботи схеми й полегшують процес досліджень, доповнюють етап матем. формулювання задачі й можуть включати перетворення до структурного вигляду та перетворення, виконання яких ґрунтуються на ретельному вивченні досліджуваного явища, і формально матем. перетворення. Перетворення до структурного вигляду виконуються для полегшення процесу дослідження і має на меті побудову такої системи рівнянь, при машинній реалізації якої забезпечується незалежна апаратна реалізація кожного фіз. елемента чи вузла досліджуваної системи. Ретельне додаткове вивчення досліджуваного явища, здійснюване і до постановки задачі на АОМ, і в процесі постановки, в багатьох випадках дає змогу спростити систему рівнянь за рахунок, напр., повної або часткової лінеаризації чи перетворення окремих членів і використання логічних операцій, яке дає змогу в граничному випадку замінити складну систему рівнянь сімейством простіших рівнянь з організацією операцій вибору розв'язків за логіч. ознаками, й завдяки цьому підвищується точність і надійність. До формально матем. перетворень належать нелінійні перетворення змінних і параметричні перетворення. Нелінійні перетворення змінних зводяться до підстановки вигляду $Z_i = A(y_i)$, їх використовують для зменшення кількості нелінійних операцій. Перетворення до канонічного вигляду включає операції зникнення порядку системи рівнянь і виділення похідної. До етапів підготовки первісних даних належать: складання структурної чи принципової схем електр. моделювання, визначення масштабів змінних, розрахунок коефіцієнта передачі підсумовувальних та інтегровальних підсилювачів, апроксимація графіків нелінійних залежностей і змінних

даної до підстановки вигляду $Z_i = A(y_i)$, їх використовують для зменшення кількості нелінійних операцій. Перетворення до канонічного вигляду включає операції зникнення порядку системи рівнянь і виділення похідної.

До етапів підготовки первісних даних належать: складання структурної чи принципової схем електр. моделювання, визначення масштабів змінних, розрахунок коефіцієнта передачі підсумовувальних та інтегровальних підсилювачів, апроксимація графіків нелінійних залежностей і змінних



1. Приклади побудови структурної (а) та прикладової (б) схем розв'язування рівняння $\frac{dx}{dt} = -ax + by^2$
2. Схема підсумовувального (а) та інтегровального (б) підсилювачів в послідовно з'єднаних потенціометрах.

коэф., складання таблиць для настройки блоків та підготовки первісних даних для контролю. В структурній схемі електр. моделювання слід визначати всі операційні блоки машини, що беруть участь у розв'язуванні задачі, і всі зв'язки між ними; структурна схема є основним робочим документом, її можна в разі потреби доповнювати фрагментами принципових схем. Принципові схеми характеризуються максимальною деталізацією, в них зазначають усі основні обчислювальні елементи, в тому числі й елементи вхідних кіл і кіл зворотного зв'язку підсилювачів операційних. Будувати такі схеми доцільно для машин, у яких можлива додаткова комутація на рівні елементів. На мал. 1 наведено будову структурної та прикладової схем розв'язування рівняння $\frac{dx}{dt} =$

$-ax + by^2$. Зв'язок між змінними, що діють в АОМ, та дійсними фізичними змінними величинами встановлюється за допомогою масштабних співвідношень (масштабів). Масштабом M_x або масштабним коефіцієнтом фіз. змінної x , наз. деяку сталу, визначавану як відношення $M_x = \frac{U_x}{x}$ значення маш. змінної до значення фіз. змінної. Масштаби змінних використовують при розрахунках коеф. передачі лінійних блоків у такий спосіб. Коеф. передачі підсумовувального

підсилювача по i -у входу дорівнює $K_i = \frac{M_{\text{суми}}}{M_{\text{додаєнка}}}$, де a_i — сталий коеф., що стоїть у рівнянні перед відповідним доданком. Коеф. передачі інтегруювального підсилювача по i -у входу дорівнює $K_i = \frac{1}{K_i C} = \frac{M_{\text{інтеграла}}}{M_{\text{додаєнка підінтегр. виразу}}}$.

А коли стали коеф. задано за допомогою послідовно з'являючого потенціометра з коеф. передачі a_i і підсилювача з фіксованим коеф. передачі K_i^{Φ} , як показано на мал. 2, то розподіл загального коеф. передачі K_i провадиться за формулою $K_i = a_i K_i^{\Phi}$, причому величину K_i^{Φ} обирають так, щоб значення a_i було якомога ближчим до одиниці, але не більшим за неї. При виконанні операцій ведінняного перетворення масштабу аміниах використовують для графічної побудови кривих, що підлягають відтворенню в машині. При виконанні операції перемноження x та y зв'язок між масштабами, сталим коеф. a при добутку в рівнянні й коеф. b , який характеризує схему, має вигляд $M_{xy} = \frac{b M_x M_y}{a}$. Застосування масштабу часу дає змогу змінити час розв'язування задачі т на машині — збільшити або зменшити його відносно реального часу t ; масштаб часу визначається за ф-лою $M_t = \frac{t}{i}$ і зводиться відповідною аміною сталих часу інтегруювальних підсилювачів $(RC)_t = M_t (RC)_r$. Підготовка первісних даних для статичного контролю зводиться до вибору напруг, які надходять при контролі на входи схеми або її окремих частин, і до розрахунку напруг на виходах усіх операційних блоків схеми. Процес підготовки первісних даних досить добре формалізується, його можна доручати ЦОМ; надалі стане можливою повна автоматизація підготовки первісних даних і введення їх в АОМ.

Літ. Кораб В. Я. Векторніе моделирующие устройства и их применение для исследования систем автоматического регулирования. М., 1963. Левак Л. Методи рішення технічних задач з використанням аналогових аналітичних машин. М., 1966 [бібліогр. с. 403-410]. Витенберг И. М. Программирование аналоговых вычислительных машин. М., 1972 [бібліогр. с. 402-405].

И. М. Витенберг.

ПРОГРАМУВАННЯ ДИНАМІЧНЕ — розділ програмування математичного, який визначає багатокрокові процеси пошуку розв'язку. У різних галузях теор. й практичної діяльності доцільно шукати розв'язок не відразу, а послідовно, крок за кроком, тобто пошук розв'язку тут розглядають не як поодинокий акт, а як процес, що складається з кількох етапів. Різні задачі багатокрокових процесів пошуку розв'язку можна описувати певним одноманітним матем. апаратом. Таким апаратом є теорія П. д., яку створили протягом 50-х років 20 ст. амер. математик Р. Беллман і його учні. В задачах, розв'язуваних методами П. д., є фіз. система, яку характеризують на будь-

якому кроці параметри стану; на кожному кроці приймають один з допустимих множини розв'язків, наслідком чого є перетворення параметрів стану; передісторія системи не має ніякого значення у визначенні наступних дій. Будь-яке правило пошуку розв'язку, яке дає допустиму послідовність розв'язків, наз. поведінкою (політикою). Метою процесу є оптимізація якоїсь ф-ції параметрів стану й політики — ф-ції критерію (прибутку). Поведінку, яка оптимізує ф-цію критерію, наз. оптимальною поведінкою.

В основі теорії П. д. лежить *Беллмана принцип оптимальності*. Матем. формулювання цього принципу приводить до рівнянь, розв'язок яких визначає оптим. поведінку й оптим. прибуток. Нехай є детермінований дискретний процес пошуку розв'язку, характеризований вектором стану p , який визначено для скінченної кількості кроків N і належить множині D . Далі, $T = \{T_q\}$, де q — елемент якоїсь множини $S(p)$, є множиною перетворень, яка має ту властивість, що, коли $p \in D$, то $T_q(p) \in D$ для всіх $q \in S(p)$. Для скінченного процесу можна поведінку полягати у виборі N перетворень $T_{q_1}, T_{q_2}, \dots, T_{q_N}$, які дають одне за одним послідовність станів $p_1 = T_{q_1}(p), p_2 = T_{q_2}(p_1), \dots, p_N = T_{q_N}(p_{N-1})$. Ці перетворення треба вибрати так, щоб макси-

мізувати ф-цію $\sum_{j=1}^N g_j(p_j, q_{j+1}), p_0 = p$. Позначимо через $f_i(p)$ макс. значення ф-ції критерію, якщо початковий стан процесу описувано вектором p і до закінчення процесу лишилося $N-i$

i кроків, тобто $f_i(p) = \max_{q \in S(p)} \sum_{j=1}^{N-i} g_j(p_j, q_{j+1}), p_{N-i} = p$. Щоб одержати рекурентне співвідношення, яке зв'язує члени послідовності $\{f_i(p)\}$, скористаємося принципом оптимальності Беллмана. Нехай на $(N-i)$ -му кроці за розв'язком вибирають якість перетворення T_q , так що в результаті одержують новий вектор стану $T_q(p)$. Прибуток, одержуваний після здійснення $(N-i+1)$ -го кроку процесу, дорівнює $g_{N-i+1}(p, q)$. Макс. прибуток, одержуваний після здійснення решти $i-1$ кроків процесу, дорівнює за визначенням $f_{i-1}(T_q(p))$. Тому для максимізації повного прибутку від здійснення всіх i кроків процесу q слід вибрати так, щоб максимізувати суму $g_{N-i+1}(p, q) + f_{i-1}(T_q(p))$. Отже, одержують рекурентні співвідношення

$$f_i(p) = \max_{q \in S(p)} \{g_{N-i+1}(p, q) + f_{i-1}(T_q(p))\}, \quad (1)$$

$$i = 2, \dots, N,$$

$$f_1(p) = \max_{q \in S(p)} g_{N-i+1}(p, q). \quad (2)$$

Маючи конкретні значення N і p , за допомогою цих співвідношень можна знаходити оптим. поведінку й оптим. прибуток, а саме: із співвідношення (2) знаходять політику $q_N(p)$,

за якої досягають максимуму правої частини, і відповідний прибуток $f_1(p)$. Далі, знаючи $f_1(p)$, іа співвідношення

$$f_2(p) = \max_{q \in S(p)} \{g_{N-2}(p, q) + f_1(T_q(p))\}$$

знаходять $q_{N-1}(p)$ і $f_2(p)$ і т. д. Нарешті, знаючи $f_{N-1}(p)$, іа співвідношення

$$f_N(p) = \max_{q \in S(p)} \{g_0(p, q) + f_{N-1}(T_q(p))\}$$

знаходять $q_N(p)$ і оптм. прибуток $f_N(p)$. Тоді оптм. поведінка на i -му кроці N -крокового процесу буде $\bar{q}_i = q_i(p)$, а оптм. стан — $\bar{p}_i = T_{q_i}(p)$. На 2-му кроці оптм. поведінка і стан будуть відповідно $\bar{q}_2 = q_2(\bar{p}_1)$ і $\bar{p}_2 = T_{q_2}(\bar{p}_1)$ і т. д. На N -му кроці вони будуть відповідно $\bar{q}_N = q_N(\bar{p}_{N-1})$ і $\bar{p}_N = T_{q_N}(\bar{p}_{N-1})$. В разі необмежено тривалого процесу ($N \rightarrow \infty$), який є однопідним ($g_i = g$), співвідношення (1) — (2) замінюють функціональним рівнянням

$$f(p) = \max_{q \in S(p)} \{g(p, q) + f(T_q(p))\}. \quad (3)$$

Для розв'язування таких рівнянь застосовують метод послідовних наближень у просторі прибутків, який полягає у виборі початкової ф-ції $f_0(p) \approx 0$ і наступному визначенні послідовності ф-цій

$$f_i(p) = \max_{q \in S(p)} \{g(p, q) + f_{i-1}(T_q(p))\}. \quad (4)$$

$$i = 1, 2, \dots$$

Інший метод — метод наближення в просторі поведінки, який полягає в тому, що за початкове наближення вибирають якесь $q_0 = q_0(p) \in S(p)$ і з функціонального рівняння $f_0(p) = g(p, q_0) + f_0(T_{q_0}(p))$ визначають прибуток, який відповідає цій поведінці. Далі, як у звичайному методі послідовних наближень, беруть

$$f_1(p) = \max_{q \in S(p)} \{g(p, q) + f_0(T_q(p))\}.$$

При цьому послідовність $\{f_i(p)\}$ є неспадною.

Метод П. д. застосовують для розв'язування задач оптм. керування. Нехай рівняння руху керованого об'єкта має вигляд

$$\dot{x}(t) = f(x(t), u(t), t), \quad x(t_0) = x^0. \quad (5)$$

де $x(t) = \{x_1(t), \dots, x_n(t)\}$ — вектор стану, а $u(t) = \{u_1(t), \dots, u_r(t)\} \in \Omega(t)$ — вектор керування (поведінки) в момент t . Тут $\Omega(t)$ — замкнена область r -вимірного евклідового простору (див. *Простір абстрактний у функціональному аналізі*). Потрібно мінімізувати інтеграл

$$Q = \int_{t_0}^T G(x(t), u(t), t) dt. \quad (6)$$

Позначимо через $S(x, t)$ мінім. значення інтеграла (6) за умови, що об'єкт стартує з точ-

ки (x, t) фазового простору, тобто

$$S(x, t) =$$

$$\min_{u(\tau) \in \Omega(\tau), t \leq \tau \leq T} \left\{ \int_t^T G(x(\tau), u(\tau), \tau) d\tau \right\}. \quad (7)$$

Тоді за умов існування частинних похідних S_x і S_t одержують *Веллмана* рівняння для ф-ції S :

$$-S_t(x, t) = \min_{u \in \Omega(t)} \{G(x, u, t) + \\ + (\text{grad } S(x, t), f(x, u, t))\}, \quad S(x, T) = 0. \quad (8)$$

Мінімуму права частина рівняння (8) досягає на якійсь ф-ції $u = d(x, t, S_x(x, t))$, так що, розв'язавши це рівняння, одержують оптм. керування як ф-цію фазових координат $u = u(x, t)$. Але розв'язати рівняння (8) для заг. випадку важко. Крім того, важко обгрунтувати слушність цього рівняння, бо ф-ція $S(x, t)$, як правило, не скрізь диференційовна для більшості практичних задач. Тому, реалізуючи цей метод на ЕЦОМ, дискретизують початкову задачу (5—6) і розв'язують одержувані при цьому рекурентні співвідношення. Метод П. д. застосовують ще для розв'язування задач стохастичних керуваннях процесів, багатокрокових ігор та ін.

На початку 60-х років 20 ст. в Інституті кібернетики АН УРСР було розроблено досить ефективний чисельний метод розв'язування задач П. д. — метод *послідовного аналізу варіантів*, який полягає в послідовному конструюванні конкурентоздатних варіантів. Див. М. Шадрин, В. С. Последовательные алгоритмы оптимизации и их применение // Кибернетика. 1965, № 1-2; Беллман Р. Динамическое программирование. Пер. с англ. М., 1960; Беллман Р., Дрейфус С. Прикладные задачи динамического программирования. Пер. с англ. М., 1965; В. П. Гуринко, Н. С. Михалевич.

ПРОГРАМУВАННЯ ДИСКРЕТНЕ — те саме, що й програмування цілочислове.

ПРОГРАМУВАННЯ ЕВРИСТИЧНЕ — вид програмування, який досліджує природу мислення людини за допомогою створених моделей-програм, які реалізують функції, характерні для розумових процесів. Іноді П. е. наз. розробку програм оптимізації складних процесів за допомогою *алгоритмів*, які дають наближені розв'язки і не гарантують одержання оптм. розв'язків. Вибір задач П. е. залежить від багатьох обставин: наявності об'єктивних критеріїв успіху; обсягу пераїсної інформації й додаткових відомостей, які сприяють уточненню постановки задачі; можливості порівнювати П. е. з іншими процесами тощо. В результаті цього намітилося кілька напрямів П. е.: програмування ігрових ситуацій (напр., шахової), доведеної теорем, переклад з однієї мови на іншу, розв'язування матем. задач, описаних у вигляді тексту неформалізованою мовою, творення музики, *розпізнавання образів* (зорових і звукових), диференціальної діагностики і т. ін.

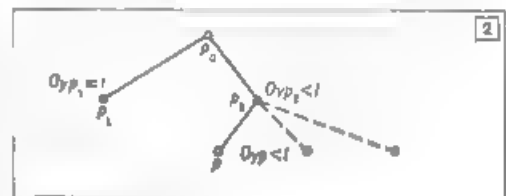
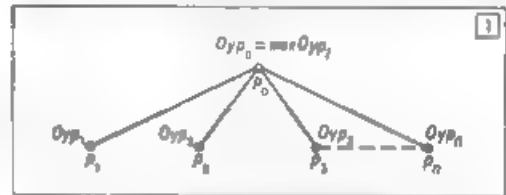
На початку 50-х років 20 ст. склалася думка про те, що «мислячі» машини буде створено вже в близькому майбутньому. Тоді було сформульовано названі задачі й запропоновано деякі ідеї щодо розв'язування їх, а на кінець 50-х років створено перші програми для цього. Проте за допомогою цих програм ЕОМ дуже слабо справлялися з розв'язуванням поставлених задач. Втім тоді ще здавалося, що для того, щоб одержати прийнятні результати, досить лише трохи поліпшити програми в тому або іншому напрямі, що намічалося. Пізніше виявилось, що реалізація цих поліпшень — справа трудомістка, а результати поліпшення зовсім незначні. Разом з тим з'ясувалося, що ідеї, які виникають під час розв'язування задач П. в., виявляються досить плідними для багатьох обчисл. процесів.

При розв'язуванні задач П. в. було поставлено деякі загальні проблеми. Однією з них є проблема ієрархічно організованого перебору. Нехай, напр., треба знайти найкращий хід у позиції P_0 якоїсь гри. В цій позиції можна зробити кілька ходів, що приводять до позицій P_1, P_2, \dots, P_n , які, щоб визначити найкращий хід, необхідно дослідити. Можна зробити ходи й у кожній з цих позицій, і, таким чином, при дослідженні буде визначено одерево гри (мал. 1); його вершинам відповідають розглядувані позиції, між якими встановлюється ієрархія. Щоб дослідити будь-яку позицію P дерева гри, досить опинити всі безпосередньо підпорядковані їй позиції, тобто ті з них, у які можна прийти з цієї позиції за один хід.

Таке саме дерево будують і в багатьох інших випадках. Вершини P_0 відповідає розв'язок поставленої задачі, вершинам P_1, P_2, \dots, P_n — розв'язки підзадач, на які її розбито, і т. д. Щоб організувати ієрархічний перебір у широкому колі задач, можна скласти програму «Загальний розв'язник», проте застосовувати її не ефективно, бо, щоб розглянути всі ситуації, які відповідають вершинам дерева ієрархічного перебору для сильних-небудь-яких задач, треба надто багато часу.

У зв'язку з цим виникає необхідність розробляти методи, які забезпечують відтинання заздалегідь невигідних гілок. У задачі визначення найкращого ходу в грі двох суперників для цього застосовують метод графів та оцінок. Поняття оцінки позиції виникли ще на початку 20 ст. Оцінку позиції P визначають, як максимум оцінок позицій P_1, P_2, \dots, P_n , безпосередньо підпорядкованих їй (мал. 2). Проте, якщо оцінка позиції P_1 дорівнює 1, а з позиції P_1 суперник може зробити хід, після якого виникає позиція P з оцінкою, меншою за 1, то й оцінка позиції P менша за 1, а, отже, щоб визначити оцінку позиції P , її уточнювати не треба. Отже, відпадає необхідність розглядати решту позицій дерева гри, підпорядкованих позиції P_1 . Метод відтинання особливо ефективний, коли в першу чергу, як правило, розглядають крайні ходи (варіанти). Тому доцільно розробляти швидкі способи визначення оцінки розглядуваної позиції (ситуації), які можуть дати наближений або не завжди правильний резуль-

тат. Щоб скоротити перебір, застосовують записування таких розглянутих раніше позицій (ситуацій), на які можна натрапити в інших варіантах. Проте скорочувати перебір, використовуючи тільки ці загальні методи, надосить, щоб задовільно розв'язувати задачі П. в. Тому виникає необхідність розробляти методи, специфічні для певного класу задач або певної конкретної задачі. Напр., щоб довести теорему числення предикатів *визначено*, вибір додаткових анімів можна пов'язати з формулюванням доводжуваної теореми. Спе-



1. «Дерево» гри.
2. Граф оцінки позиції P_0 .

цифічні методи шахової програми пов'язуються з шаховою теорією, в якій можна використовувати поняття: «добрий слон» і «поганий слон», шанси на атаку тощо, і в зв'язку з цим треба вводити формальні визначення цих понять і створювати алгоритми використання їх. Щоб скоротити побудову таких понять і алгоритмів, створюють семантичні моделі ситуацій (у цьому разі, позицій). Семантичні моделі можуть включати фіксоване коло понять і засоби розширення його. Програми першого типу працюють швидше, а другого — мають більші потенціальні можливості.

Для автоматизації побудови нових понять можна використовувати методи теорії розпізнавання образів, загальна ідея яких полягає ось у чому. Нехай ситуація описується непрямим способом. Напр., щоб визначити нафтоносність пласта, можна виміряти значення фіксованої множини параметрів. Отже, досліджування на нафтоносність пласт можна розглядати як точку в багатовимірному просторі. Нехай, крім того, задано дві множини значень параметрів пласта: одна відповідає нафтоносним пластам, друга — водоносним. Жоден із заданих параметрів сам по собі, не характерний для однієї з цих множин на відміну від другої. Проте можна спробувати побудувати нові складові ознаки, тобто знайти характерні комбінації значень параметрів. Хоч для деяких задач, напр., для задачі розпізнавання геом. образів, цей метод неефективний, в інших

випадках він дає прийнятні результати (напр., у задачі визначення нафтоносності пластів). Добрі результати таким методом одержано в деяких задачах медичної діагностики, що є особливо цінними, бо робить можливою задовільну діагностику, коли немає деяких ознак, які несуть істотну інформацію (через нестачу апаратури або небезпеку визначення цих ознак, напр., коли треба застосовувати кращі методи діагностики).

Методи розв'язування задач П. є широко застосовують у різних обчислювальних та інформаційно-логічних задачах. Так, метод гілок і границь, аналогічний методів границь та оцінок, використовують у багатьох задачах дискретного програмування, поточні довідкові і швидкий пошук інформації й інші методи організації інформації, розроблені в задачах П. є, застосовують в інформаційно-логічних задачах великого обсягу, ідеї П. є застосовують, щоб прискорити пошук мінімуму фізичних змінних (метод «ярів» у різному вигляді), щоб обчислювати кратні інтеграли тощо.

Лит. Вонгард М. М. Проблема узамовлення М., 1967. Аделъсон-Вельський Г. М. [та ін.] О програмуванні гри вычислительной машины в шахматы «Успехи математических наук», 1970, т. 23, в. 2. Вычислительные машины и мышление. Пер. с англ. М., 1967 [Обзор с. 431—548]. Setpoint information processing. Cambridge, 1970.

І. М. Аделъсон-Вельський В. Л. Арлазаров. **ПРОГРАМУВАННЯ КВАДРАТИЧНЕ** — розділ програмування математичного, що розглядає спеціальний клас задач, у яких мінімізують функція квадратична, а обмеження лінійні. В заг. вигляді задачу П. к. можна сформулювати так: нехай C — симетрична матриця розміру $n \times n$, A — матриця розміру $r \times n$, x — n -вимірний вектор, b — r -вимірний вектор, c — r -вимірний вектор; треба мінімізувати

ф-цію $f(x) = \frac{1}{2}(x, Cx) - (b, x)$ при обмеженнях $Ax \leq c$. Тут (x, y) — скалярний добуток векторів x та y , а нерівність $x \leq y$ означає, що кожна компонента вектора x менша за відповідну компоненту вектора y або дорівнює їй.

В задачі П. к. здебільшого припускають, що матриця C напівдодатно визначена, тобто $(x, Cx) \geq 0$ для всіх x . У цьому випадку ф-ція $f(x)$ є опуклою. Якщо точка x^0 — розв'язок задачі П. к., то виконуються такі необхідні й достатні умови: знаходять такий r -вимірний вектор u^0 , що $Cx^0 = b + A^*u^0 = 0$, $(u^0, Ax^0 - c) = 0$, $u^0 \geq 0$. Тут A^* — матриця, транспонувана до A .

У випадку, коли матриця C строго додатно визначена, тобто $(x, Cx) > 0$ для всіх $x \neq 0$, для задачі П. к. можна сформулювати двоїсту задачу: максимізувати $\varphi(u) = -\frac{1}{2}(b, u) +$

$+(a, u) - \frac{1}{2}(C^{-1}b, b)$ за умови $u \geq 0$. Тут $G = AC^{-1}A^*$, $a = AC^{-1}b - c$, C^{-1} — матриця, обернена до C . При цьому справджується таке твердження: якщо x^0 — розв'язок задачі П. к., а u^0 — розв'язок двоїстої задачі, то $f(x^0) = \varphi(u^0)$, $(u^0, Ax^0 - c) = 0$. Крім

того, вектор u^0 , що фігурує в необхідних умовах *євстремуму*, є одночасно розв'язком двоїстої задачі.

Для чисельного розв'язування задачі П. к. застосовують всі методи, придатні для розв'язування заг. задачі програмування опуклого. Але є чимало методів, що дають змогу розв'язувати задачу П. к. за скінченне число кроків. Лит. Зойгендейк Г. Методы возможных направлений [пер. с англ. М., 1983 (Обзор с. 171—174); Кюйдяк Г. П., Крелже В. Нелинейное программирование. Пер. с нем. М. 1985 (Обзор с. 288—293)]. Я. М. Плищичий.

ПРОГРАМУВАННЯ КУСКОВО-ЛІНІЙНЕ — розділ програмування математичного, який вивчає задачу відшукування мінімуму (максимуму) опуклої (увагнутої) — у випадку максимуму) кусково-лінійної функції на опуклій множині. Задача П. к.-л. є окремим випадком задачі програмування опуклого. З другого боку, П. к.-л. є узагальненням програмування лінійного.

Опуклою кусково-лінійною ф-цією л-вимірних над. ф-цію $F(x_1, x_2, \dots, x_n) = F(X)$, яку можна зобразити у вигляді

$$F(X) = \max_{r=1,2,\dots,s} \{L_r(X)\},$$

де $L_r(X) = \sum_{j=1}^n d_{rj}x_j - l_r$, $r = 1, 2, \dots, s$ —

лінійні ф-ції. Заг. задачу П. к.-л. можна сформулювати так: знайти мінімум ф-ції $F(X)$ при обмеженнях:

$$g_i(X) \leq 0, \quad i = 1, 2, \dots, m_1,$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij}x_j = b_i, \quad i = m_1 + 1, \dots, m, \quad (1)$$

$$x_j \geq 0, \quad j = 1, 2, \dots, n,$$

де $F(X)$, $g_i(X)$, $i = 1, 2, \dots, m_1$ — задані опуклі кусково-лінійні ф-ції, $X = (x_1, \dots, x_n)$ — вектор змінних задачі. Матриця $A = (a_{ij})$, $i = m_1 + 1, \dots, m$; $j = 1, 2, \dots, n$ і вектор $b = (b_{m_1+1}, \dots, b_m)$ — задані величини. Система (1) визначає опуклу многогранну множину можливих розв'язків (планів) задачі.

До задач П. к.-л. входить ряд тех. і економ. задач, напр., деякі задачі *календарного планування виробн.*, деякі *транспортні задачі*, задачі автомат. регулювання тощо. Часто задачі лінійного програмування є великою кількістю змінних та обмежень мають специфічні особливості, які дають змогу переформулювати ці задачі у термінах П. к.-л. із зменшення кількості змінних та обмежень. Таке переформулювання значайно дає можливість скоротити час розв'язування задачі й використовуваний обсяг запам'ятовувального пристрою ЕЦОМ, бо трудомісткість окремої ітерації для розв'язання кусково-лінійної задачі, як правило, менша, ніж для розв'язання відповідної лінійної. Нарешті, будь-яку задачу опуклого програмування можна точно або наближено звести до задачі П. к.-л. Іноді таке введення може бути досить ефективним.

Методи розв'язування задач П. к.-л. є, як правило, природними узагальненнями відповідних методів лінійного програмування всієї осн. означення та властивості задач лінійного програмування узагальнюються за випадок П. к.-л. Найважливішими з них є перелічені нижче. 1) Нехай $g_i(X) = \max_{j=1,2,\dots,q_i} \{g_{ij}(X)\}$. Вектор X^0 наз. опорним планом задачі (1), якщо він є планом і задовольняє лінійно-незалежну систему м рівнянь з такої множини

$$L_p(X) = L_p(X), \quad p \neq k, \quad p = 1, 2, \dots, k \\ g_{ik}(X) = 0, \quad i = 1, 2, \dots, m_1, \\ k = 1, 2, \dots, q_1,$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij}x_j = b_i, \quad i = m_1 + 1, \dots, m, \\ x_j = 0, \quad j = 1, 2, \dots, n,$$

тобто точка X^0 належить не менш, як k гіперплощинам із зазначеної множини. 2) Опорний план наз. не зв'язаним, якщо точка X^0 належить точно k гіперплощинам. 3) План, на якому досягається мінімум $F(X)$ за умов (1), наз. оптимальним планом, або розв'язком задачі. 4) Розв'язок задачі П. к.-л. досягається (якщо він існує) на опорному плані. 5) План X^0 задачі (1) є її розв'язком в тому й тільки в тому випадку, коли існує m вільний вектор $U = (U_1, U_2, \dots, U_m) = (u_1, u_2, \dots, u_m)$, $U_1 = (u_{m_1+1}, \dots, u_m)$ такий, що

а) ф-ція $\varphi(X, U) = F(X) + \sum_{i=1}^m u_i g_i(X) + \sum_{i=m_1+1}^m u_i (\sum_{j=1}^n a_{ij}x_j - b_i)$ досягає в точці X^0 мінімуму по X серед $X \geq 0$ і б) $u_i g_i(X) = 0$, $u_i \geq 0$, $i = 1, 2, \dots, m_1$ (цю властивість наз. критерієм оптимальності).

Заг. схема скінченних методів для задач П. к.-л. полягає, як правило, у тій самій послідовності дій, що й відповідні схеми для задач лінійного програмування. Так, напр., схема узагальнення симплекс-методу включає таку послідовність операцій: перевірку поточного опорного плану на оптимальність за допомогою критерію оптимальності і, якщо план не оптимальний, перехід до нового опорного плану з меншим значенням цільової функції або з'ясування неможливості знайти значень цільової ф-ції з обчисл. погляду опорний план, правила переходу до нового опорного плану і значення цільової ф-ції визначаються заданням матриці системи лінійних рівнянь і вектора правих частин та неретворення їх від кроку до кроку в процесі дії алгоритму.

Крім скінченних методів, для розв'язування задач П. к.-л. використовують ітеративні методи, зокрема, для багатьох практичних задач ефективний є узагальнений градієнтний метод. При цьому задачу П. к.-л. за допомогою

ф-ції штрафу звичайно зводять попередньо до задачі мінімізації опуклої кусково-лінійної ф-ції без обмежень.

Лит. Гольштейн Е. Г., Юдин Д. В. Новіше направлення в лінійному програмуванні. М., 1964. [6 с.], стр. 518-522. И. О. Трубин.

ПРОГРАМУВАННЯ ЛІНІЙНЕ — розділ математичного програмування, що вивчає задачу відшукування максимуму (мінімуму) лінійної функції при лінійних обмеженнях у вигляді рівностей чи нерівностей. Загальна задача П. л. формулюється так: треба знайти максимум лінійної ф-ції L змінних x_1, \dots, x_n

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j \quad (1)$$

при обмеженнях:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq b_i, \quad i = 1, \dots, m_1, \quad (2)$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i, \quad i = m_1 + 1, \dots, m, \quad (3)$$

$$x_j \geq 0, \quad j = 1, \dots, n_1, \quad (4)$$

де c_j ($j = 1, \dots, n$), a_{ij} ($i = 1, \dots, m$; $j = 1, \dots, n$), b_i ($i = 1, \dots, m$) — задані числа. Задача мінімізації ф-ції (1) зводиться до задачі максимізації шляхом заміни знаків усіх коефіцієнтів c_j на протилежні. П. л. є найбільш розвинутою й завершеною галуззю програмування математичного. Загальну постановку задачі П. л. і один з підходів до її розв'язання (ідея розв'язувальних множників або двоїстих оцінок) вперше наведено 1939 у праці рад. вченого Л. В. Канторовича. У цій самій праці подано й один з методів розв'язування задачі — метод послідовного скорочення відхилів.

У праці рад. вчених Л. В. Канторовича та М. К. Гавуріна, виконаній 1940 щодо транспортної задачі, розроблено ще один метод розв'язування задачі П. л., який названо методом потенціалів. Бурхливий розвиток П. л. тісно пов'язаний з появою ЕЦОМ та використанням їх для розв'язування економ. задач. Початок цьому розвитку покладо те, що 1949 амер. математик Дж.-Б. Данціг розробив ефективний метод розв'язування задачі П. л., що дістав назву симплекс-методу. Цей метод є узагальненням методу потенціалів на загальну задачу П. л., але розроблений незалежно від нього. Згодом було описано ще один — двоїстий симплекс-метод, який по суті є симплекс-методом для розв'язання двоїстої задачі П. л., але формулюється в термінах вихідної задачі. Всі зазначені методи є скінченними. Крім них, для розв'язування задачі П. л. використовують ітеративні методи, що дають за скінченну кількість кроків лише наближений (із заданим ступенем точності) розв'язок. Щільний зв'язок між П. л. та ігор теорією дає змогу використовувати для розв'язування задач П. л. чисельні методи теорії ігор.

Друга група ітеративних методів характеризується заміною вихідної задачі еквівалентною

їй безумовно опуклою екстрем. задачею, для розв'язування якої використовують різні графічні методи.

Для розв'язування задач П. л. з великою кількістю змінних та обмежень розроблено *деканпозиційні методи*, які дають змогу замість вихідної задачі розв'язувати послідовність задач меншого обсягу. Завдяки цим методам можна уникнути труднощів, які виникають у зв'язку з обмеженою ємністю оперативної пам'яті ЕЦОМ. Методи П. л. недостатні при розв'язуванні задач з додатковими обмеженнями на цілочисельність значень змінних; вивченням таких задач займається *програмування цілочиселом* (дискретне). Економічні методи розв'язування задач П. л., коефіцієнти яких залежать від параметрів, розробляються в параметричному програмуванні. Крім загальної, визначають різні окремі задачі П. л., такі, як транспортні, розподільні, задачі теорії розкладів, вибору тощо. Деякі ідеї П. л. використовуються в теорії найкращих наближень, теорії моментів та інших розділах математики.

У вигляді задачі П. л. формуються з достатньою мірою точності численні задачі перспективного й оперативного планування в різних галузях нар. г-ва, керування різноманітними виробничими й технологічними процесами, організації безперервної й цілеспрямованої роботи комплексів устаткування.

Найпоширенішим прикладом задачі П. л. є задача планування роботи підприємства, що випускає певний однорідний продукт. Це така задача: є m різних технологій і n ресурсів (робота, сила, сировина, енергія, транспорт тощо) виробн. Відомо: c_j — кількість одиноїц. продукту, яку можна одержати при використанні j -ї технології ($j = 1, \dots, n$), a_{ij} — витрати i -го ресурсу при використанні j -ї технології ($i = 1, \dots, m$; $j = 1, \dots, n$), b_i — заг. запас i -го ресурсу ($i = 1, \dots, m$), x_j — час, протягом якого виробн. провадиться за j -ю технологією. Треба знайти план $X = (x_1, \dots, x_n)$, при якому з наявних запасів випускали б макс. кількість продукту. Математично ця задача формулюється у вигляді рівнянь (1), (2), (4) при $m_1 = m$, $m_2 = n$. Кожній задачі П. л. відповідає двоїста задача, змінні та обмеження якої теж мають економічну інтерпретацію (див. *Двоїста теорія* в програмуванні лінійному). Будь-яку задачу П. л. можна подати в канонічному вигляді:

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j = \max, \quad (5)$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i \quad i = 1, \dots, m. \quad (6)$$

$$x_j \geq 0, \quad j = 1, \dots, n. \quad (7)$$

Обмеження (6) часто зустрічаються в матричному вигляді

$$\sum_{j=1}^n A_j x_j = B, \quad (6')$$

де $B = (b_1, \dots, b_m)^T$, $A_j = (a_{1j}, \dots, a_{mj})^T$, $j = 1, \dots, n$. Функцію (5) наз. *лінійною формою* (функцією мети) задачі, матрицю $A = (A_1, \dots, A_n)$ коеф. при змінних у (6') — *матрицею умов*, вектор A_j ($j = 1, \dots, n$) — *вектором умов*, B — *вектором обмежень*. Вектор $X = (x_1, \dots, x_n)$, що задовольняє рівняння (6) та (7), наз. *планом* задачі. План, що на ньому лінійна форма набуває макс. значення, наз. *оптимальним планом* (або *розв'язком*) задачі. Якщо задача П. л. має хоч би один план, множина всіх її планів визначає у n -вимірному просторі змінних опуклу *многорядну множину*. *Опорним планом* наз. план, що відповідає вершині цієї множини. Опорний план невідроджений, якщо йому відповідає вершина, в якій рівно m (для задачі (5—7)) змінних набуває додатних значень; множина векторів умов, що відповідають цим m змінним, становить *базис*.

Задачу П. л. наз. *розв'язуваною*, якщо існує хоч би один оптим. план X , для якого всі $x_j < \infty$, і *обмеженою*, якщо множина її планів обмежена, тобто є *опуклим многогранником*. Якщо задача є і розв'язуваною, і обмеженою, серед її оптим. планів є хоч би один опорний. Кількість опорних планів скінченна. Оптим. план можна шукати лише серед опорних планів. Цю властивість так чи інакше використано в усіх скінченних методах П. л. У симплекс-методі та його модифікаціях оптим. плану досягають, йдучи по опорних планах вихідної задачі. Процес починається з аналізу деякого опорного плану. Якщо цей план не є оптимальним, переходять до нового опорного плану з більшим значенням лінійної форми. У двоїстому симплекс-методі процес починається з опорного плану двоїстої задачі (псевдоплану вихідної задачі). При переході від одного псевдоплану до наступного значення лінійної форми зменшується. Процес розв'язування закінчується, як тільки псевдоплан стає планом. У методи послідовного скорочення відхилив процес розв'язування починається з деякого (не обов'язково опорного) плану двоїстої задачі, якому відповідає вектор $X \geq 0$ вихідної задачі (який не є, власне, планом). Правила переходу від одного вектора $X \geq 0$ до другого невід'ємного вектора забезпечують скорочення різниці (відхилив) між лівими та правими частинами умов рівнянь (6). Вектор, для якого всі відхили перетворюються на нуль, є оптим. планом задачі. Див. Канторович Л. В. Математические методы организации и планирования производства. Л. 1939. Канторович Л. В. Экономический расчет замкнутого использования ресурсов. М., 1960. Ю. К. Д. Б., Гольцберг Е. Г. Линейное программирование. М., 1968 [66]лор с. 418—421]. В. О. Трубин.

ПРОГРАМУВАННЯ МАТЕМАТИЧНЕ — розділ прикладної математики, що займається вивченням задач відшукування екстремуму функцій на якійсь множині й розробкою методів розв'язування цих задач. Першими дослідженнями з П. м. слід вважати праці франц. мате-

матика Ж. Л. Лагранжа (1736—1813), присвячені відшукуванню умовного екстремуму ф-ції, тобто відшукуванню екстремуму ф-ції $f(x) \equiv f(x_1, \dots, x_n)$ на множині $\Omega = \{x \mid g_i(x) \equiv g_i(x_1, \dots, x_n) = 0, i = 1, \dots, m\}$. Лагранж сформулював умови (див. *Лагранжа правило множення*), які повинні задовольняти точка, що надає екстремуму ф-ції $f(x)$ на множині Ω . Ці умови є історично першими характеристичними властивостями відносного екстремуму ф-ції. Хоч перші праці П. м. з явилися більше двохсот років тому, своїми сучасними досягненнями П. м. зобов'язане дослідженням, виконаним на протязі кількох останніх десятиріч. Особливо бурхливий розвиток теорії екстрем. задач і методів розв'язування їх відбувся в 60-х рр. 20 ст.

Під загальною задачею П. м. розуміють задачу відшукування екстремуму (максимуму чи мінімуму) ф-ції $f_0(x)$ за умов

$$f_j(x) \leq 0, \quad j = 1, \dots, m; \quad x \in Q, \quad (1)$$

де Q — якась множина в просторі векторів x . Простір цей може бути і скінченновимірним, і нескінченновимірним (див. *Простір абстрактний* у функціональному аналізі). Функцію $f_0(x)$ наз. ціллювою, а множину $\Omega = \{x \in Q; f_j(x) \leq 0, j = 1, \dots, m\}$ — допустимою множиною. Задача (1) припустимо відрізняється від класичної задачі відшукування умовного екстремуму тим, що в ній є обмеження у вигляді нерівностей. Як правило, екстремум у задачі (1) досягається на границі, тому для використання при П. розв'язуванні методу множників Лагранжа треба знати, до яких граничних поверхонь множини належить екстремум. Але визначення цих поверхонь, по суті, еквівалентне розв'язуванню знову-таки вихідної задачі (1). Так що скористатися з класичних методів для розв'язування задачі (1) практично неможливо. Тому для дослідження задач типу (1) створено самостійні теорії й методи. Відшукування характеристичних властивостей екстремуму в задачі (1) є головним у П. м. Ці властивості екстремуму й чисельні методи розв'язування задач П. м. визначаються властивостями цих задач, які, в свою чергу, залежать від властивостей ф-цій $f_j(x)$, $j = 0, 1, \dots, m$ і множини Q .

Розділ П. м., який названо *програмуванням лінійним*, вивчає задачі типу (1), коли $x \in E^n$, всі функції $f_j(x)$ — лінійні, а множина Q складається з точок (векторів) з певид'єсними компонентами, тобто задачу відшукування екстремуму ф-ції

$$z^* = (c, x^*) = \max \{z = (c, x) : Ax \leq b, x \geq 0\}, \quad (2)$$

де $c \in E^n$, $b \in E^m$, (c, x) — скалярний добуток елементів c та x , а в матриці A m рядків і n колонок. Цю задачу, яку названо заг. задачею лінійного програмування, вперше поставив і вивчив у 30-х рр. рад. математик Л. В. Канторович. Широке застосування теорії й методів лінійного програмування почалося наприкінці 40 — на поч. 50-х рр. після того,

як амер. математик Дж. Данціг відкрив *симплекс-метод* для розв'язування задачі (2).

Теорема двоїстості (див. *Двоїстості теорія* в програмуванні лінійному) встановлюють зв'язок між розв'язуваннями задачі (2) і розв'язуванням іншої, так званої двоїстої до (2), задачі. Крім симплекс-методу, для розв'язування задачі лінійного програмування побудовано *двоїстий симплекс-метод*, а також метод для одночасного розв'язування прямої та двоїстої задачі лінійного програмування.

Велике місце в теорії лінійного програмування займають конкретні задачі, а яких особливо важливими для застосувань є задачі транспортної типу (див. *Транспортна задача*). Для розв'язування цих задач створено спец. обчисл. методи, що враховують специфічну структуру їхніх обмежень.

За допомогою методів розв'язування задач блокового типу можна одержати ефективні *обчислювальні схеми* розв'язування задач лінійного програмування великої вимірності. На початку 50-х рр. амер. математик Дж. Нейман і Дж. Данціг виявили зв'язок пари двоїстих задач лінійного програмування з матричною грою двох осіб, а це дало змогу застосувати для розв'язування *ігор матричних* методи лінійного програмування. Згодом для розв'язування задач лінійного програмування почали застосовувати методи *ігор теорії*.

Особливе місце в лінійному програмуванні займають задачі лінійного програмування *цілочислового*, в яких на допустиму точку (вектор) накладають допоміжну вимогу цілочисловості всіх чи частини його компонент. Вимога цілочисловості компонент опт. вектора випливає з фіз. змісту багатьох практичних задач. Інші структури матриці A така, що коли задачу (2) розв'язують якимось заг. методом лінійного програмування, адається одержати *цілочисловий розв'язок*, але для більшості задач лінійного програмування цілочисловий розв'язок не можна одержати без процедури пошуку. Вперше заг. метод розв'язування задач цілочислового програмування побудував амер. математик Р. Гоморі (див. *Гоморі метод*). Важливим класом задач цілочислового програмування є задачі, в яких або частина, або всі змінні набувають лише двох значень: «0» або «1». До задач цілочислового програмування такого типу зводяться досить складні комбінаторні задачі про поміжжера, задачі теорії розкладів, розміщення виробн., розфарбовування графа, задачі про ортогональні латинські квадрати та багато інших. Для розв'язування цього класу задач цілочислового програмування використовують *алгоритми*, що ґрунтуються на методі в порядку з а н о г о ж е р е б р а н н я, ілок і з р а н и ц ь м е т о д і т о ш о.

Розділ П. м., який наз. *програмуванням квадратичним*, вивчає задачу типу (1), де $f_0(x) = \frac{1}{2}(x, Bx) + (c, x)$, де B — невід'ємно (невід'ємно) визначена квадратна матриця $x, c \in E^n$, ф-ції $f_j(x)$ — лінійні, а $Q = E_+^n$. Коли

$f_0(x)$ увігнута (опукла), а всі $f_j(x)$ опуклі (дн.). Опукла функція), та й множина Q є опуклою, задачу (1) наз. задачею *програмування опуклого*. Задача лінійного й квадратичного програмування є окремим випадком задачі опуклого програмування. Осн. особливістю цієї задачі є її односторонність, тобто в ній нема *екстремумів локальних*.

У 1951 амер. математики Г. Куи і А. Таккер встановили зв'язок задачі опуклого програмування з задачею відшукування *сідлової точки* ф-ції Лагранжа. Цей зв'язок встановлює така теорема. Нехай $f_0(x)$ увігнута, а всі $f_j(x)$ ($j = 1, \dots, n$) опуклі і множина $\Omega = \{x \in Q : f_j(x) \leq 0, j = 1, \dots, m\}$ містить внутр. точки (вона задовольняє умову Слейтера). Тоді, щоб вектор x^* був розв'язком задачі опуклого програмування, необхідно й достатньо, щоб аналізований певід'ємний вектор u^* , який разом із вектором x^* є сідловою точкою ф-ції

$$F(x, u) = f_0(x) - \sum_{j=1}^m u_j f_j(x),$$
 тобто мають місце такі нерівності:

$$F(x, u^*) \leq F(x^*, u^*) \leq F(x^*, u) \quad \forall (x \in \Omega, u \geq 0)$$

Загальні чисельні методи (днв. *Оптимізації методи чисельні*) знаходження розв'язку x^* в задачі опуклого програмування з'явилися відносно недавно. Ці методи ґрунтуються на різних характеристичних властивостях вектора x^* (днв. *Оптимальності необхідні умови*). Найпоширенішим є *можливість напрямів метод* відкритий на поч. 60-х рр. Цей метод є узагальненням класичного методу якнайшвидшого спуску на випадок мінімізації ф-ції при наявності обмежень. Багато методів лінійного, квадратичного й опуклого програмування є конкретними формами методу можливих напрямів.

У випадку, коли функції $f_0(x), f_1(x), \dots, f_m(x)$ і множина Q є довільними, задачу (1) наз. задачею *нелінійного програмування*. Для цієї задачі характерною є наявність локальних екстремумів. Щоб відшукати локальний екстремум задачі нелінійного програмування, можна використати методи опуклого програмування. Окремим випадком задачі нелінійного програмування є задача геом. програмування. У цьому випадку ф-ції $f_0(x), f_1(x), \dots, f_m(x)$ подають як суму з додатними коефіцієнтами добутків степеневих ф-цій змінних x_1, \dots, x_n , а множина Q складається з точок з невід'ємними компонентами. Задача геом. програмування, як задача опуклого програмування, не має локальних екстремумів, тому для відшукування її глобального екстремуму придатні методи опуклого програмування. Зараз для задачі геом. програмування побудовано двоїстості теорію, близьку до теорії двоїстості опуклого програмування.

Розділ П. м., що вивчає методи розв'язування задач керування й планування в умовах ризику або невизначеності, одержав назву *програмування стохастичного*. Найпростішою задачею стохастичного програмування є задача лінійного стохастичного програмування, що полягає у відшуванні точки x^* , для якої ма-

тематичне сподівання $M(c, x)$ досягає максимуму при ймовірнісних обмеженнях $P(Ax \leq b) \geq p$. Існує ряд прийомів введення задач стохастичного програмування до детермінованих задач П. м., що й дозволило побудувати методи розв'язування задач стохастичного програмування.

Велике місце в П. м. займають багатокрокові процеси прийняття рішень. По суті, розв'язування будь-якої задачі П. м. можна розглядати як певний багатокроковий процес прийняття рішень, бо пошук вектора x^* у задачі (1) можна здійснити, відшукуючи послідовно значення кожної його компоненти. Ізвіді вектор x^* наз. *траєкторією оптимального процесу*, а будь-який набір послідовних компонент вектора x^* — відрізком траєкторії.

Амер. математик Р. Беллман систематично вивчав широкий клас задач, трактуючи розв'язок кожної з них як багатокроковий процес прийняття рішень. Методи аналізу й розв'язування задач указанного типу названо *програмуванням динамічним*. Осн. принципом динамічного програмування є *Беллмана принцип оптимальності*, що його сформулював Р. Беллман у 50-х рр. Цей принцип полягає в тому, що будь-який відрізок оптим. траєкторії є оптимальним. Стосовно до задачі (1) цей принцип полягає ось у чому. Якщо зафіксувати оптим. значення деяких компонент вектора x^* , то розв'язком задачі, яку одержують із задачі (1) шляхом фіксації цих компонент, буде частина вектора x^* , що складається з тих його компонент, які виявилися незафіксованими. Перевагою методу динамічного програмування є те, що на його кроці процесу прийняття рішень розв'язується екстрем. задача в просторі малої вимірності (як правило, одновимірній). Принцип оптимальності Беллмана реалізується, як правило, у вигляді функціонального рівняння. Розв'язання цього рівняння дає змогу одержати розв'язок початкової задачі. Користуючись принципом оптимальності Беллмана, можна по-новому підійти до розв'язання задач *варіаційного числення*. Класичні задачі варіаційного числення з першим прикладом екстрем. задач у нескінченновимірних просторах а класичні рівняння Ейлера — першими необхідними умовами мінімуму функціонала у нескінченновимірному просторі.

В останні роки значно зріс інтерес до некласичних задач варіаційного числення, до яких приводять задачі оптим. керування, що часто трапляються на практиці. Задачі оптим. керування відрізняються від класичних задач варіаційного числення тим, що керування об'єкта може вибиратися не на всьому просторі, а на якійсь множині, яку наз. *множиною допустимих керувань*. Необхідні умови, які повинні задовольняти оптим. керування, сформулювали рад. математик Л. С. Понтрягін та його учні у вигляді *Понтрягіна принципу максимуму*.

В середині 60-х рр. було сформульовано заг. необхідні умови екстремуму для задачі (1) у функціональних просторах. Ці результати дають змогу здійснити вкладання *оптимального*

керування теорії в заг. теорію необхідних умов.

Літ. Зуківський С. Н., Андреев Л. Н. Лінійне і выпукле програмування. М. 1967. Юдан П. В., Гольдштейн Е. Г. Лінійне програмування. М. 1969 (бібліогр. с. 418-421). Пшеничний Н. Н. Необходимые условия экстремума. М. 1969 (бібліогр. с. 148-151). Беддман Р. Динамическое программирование. Пер. с англ. М. 1960. Эрреу К., Дж. Гуринц. Л. Удзавя Х. Исследование по линейному и нелинейному программированию. Пер. с англ. М. 1962. Дакисис Дж. Линейное программирование, его применение и обобщения. Пер. с англ. М. 1968 (бібліогр. с. 584-589).

ПРОГРАМУВАННЯ НЕЛІНІЙНЕ — розділ програмування математичного, у якому вивчаються методи розв'язування й характер екстремуму в задачах оптимізації з нелінійною цільовою функцією або множиною, яка визначається нелінійними обмеженнями.

ПРОГРАМУВАННЯ ОПУКЛЕ — розділ програмування математичного, що вивчає задачі мінімізації, в яких мінімізувана функція опукла, а обмеження задають також опуклими функціями. У заг. формі задачі П. о. можна записати так: мінімізувати ф-цію $g_0(x)$ при обмеженнях

$$g_i(x) \leq 0, \quad i = 1, \dots, m, \quad (1)$$

де x — n -вимірний вектор, а $g_i(x)$, $i = 0, 1, \dots, m$ — опуклі ф-ції. Задачі П. о. трапляються в математичній економіці, електричній теорії; задачі апроксимації ф-цій також в задачах П. о. Зокрема, в задачах апроксимації ф-цій а'являються такі опуклі ф-ції, які не є диференційовними, вони потребують спец. вивчення.

Нехай $f(x)$ — опукла ф-ція, визначена при всіх x . Позначимо через $\partial f(x)$ множину таких векторів c , для яких при всіх y виконується нерівність: $f(y) - f(x) \geq (c, y - x)$, де (x, y) — скалярний добуток. Множина $\partial f(x)$ непуста, опукла, замкнена й обмежена. У випадку, якщо $f(x)$ — диференційовна ф-ція в точці x , множина $\partial f(x)$ складається лише з одного вектора c , що співпадає з градієнтом ф-ції $f(x)$:

$$c = \left\{ \frac{\partial f}{\partial x_1}, \dots, \frac{\partial f}{\partial x_n} \right\}.$$

Характеристику точки мінімуму в задачі П. о. дають теоремою Куна — Таккера: якщо x^0 — розв'язок задачі П. о., то знайдуться такі невід'ємні числа $\lambda_0^0, \lambda_1^0, \dots, \lambda_m^0$, з яких не всі дорівнюють нулеві, що

$$\sum_{i=0}^m \lambda_i^0 g_i(x^0) \leq \sum_{i=0}^m \lambda_i^0 g_i(x).$$

При цьому, якщо $\lambda_0^0 > 0$, то умови є достатніми. Існує ряд умов, за яких можна гарантувати, що $\lambda_0^0 > 0$. Найпростіша з них: якщо існує точка x^1 така, що $g_i(x^1) < 0$, $i = 1, \dots, m$, то можна прийняти $\lambda_0^0 = 1$. У цьому випадку теорему Куна — Таккера можна переформулювати у такому еквівалентному вигляді.

Приміємо, що $\varphi(x, \lambda) = g_0(x) + \sum_{i=1}^m \lambda_i g_i(x)$.

Тоді для того, щоб точка x^0 була розв'язком задачі П. о., необхідно й достатньо, щоб існували такі числа $\lambda_1^0, \dots, \lambda_m^0 \geq 0$, що

$$\varphi(x^0, \lambda) \leq \varphi(x^0, \lambda^0) \leq \varphi(x, \lambda^0), \quad (2)$$

при цьому нерівність виконується для всіх x і для всіх $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_m \geq 0$. Якщо виконуються нерівності (2), то кажуть, що точка x^0, λ^0 є *сідловою точкою* ф-ції $\varphi(x, \lambda)$.

Наведені необхідні умови екстремуму записано в глобальній формі. Але їм можна надати й дифер. форми. А саме: для того, щоб точка x^0 була розв'язком задачі П. о., необхідно, щоб знайшлися такі числа $\lambda_1^0, \lambda_1^0, \dots, \lambda_m^0$, які не всі дорівнюють нулеві, і такі вектори

$$c^i \in \partial g_i(x^0), \quad i = 0, 1, \dots, m, \text{ що } \sum_{i=0}^m \lambda_i^0 c^i = 0,$$

$\lambda_i^0 g_i(x^0) = 0$, $i = 1, \dots, m$. Якщо $\lambda_0^0 > 0$, то умови є достатніми. За допомогою таких ф-л для обчислення множин $\partial f(x)$ можна ефективно записувати необхідну умову екстремуму в дифер. формі: якщо $f(x) = \gamma_1 f_1(x) + \gamma_2 f_2(x)$, $\gamma_1, \gamma_2 \geq 0$, то $\partial f(x) = \gamma_1 \partial f_1(x) + \gamma_2 \partial f_2(x)$; якщо $f(x) = \max_{i \in I(x)} f_i(x)$, то для будь-якого

$c \in \partial f(x)$ існують такі числа λ_i і вектори $c^i \in \partial f_i(x)$, $i \in I(x)$, що

$$c = \sum_{i \in I(x)} \lambda_i c^i, \quad \sum_{i \in I(x)} \lambda_i = 1, \quad \lambda_i \geq 0, \quad i \in I(x).$$

Тут $I(x)$ — множина тих індексів i , для яких $f(x) = f_i(x)$. Ці формули дають змогу будувати множину $\partial f(x)$ для опуклих ф-цій, утворених в результаті суперпозиції інших опуклих ф-цій.

У деяких випадках задачу П. о. можна поставити в іншій формі, а якій обмеження на змінні задано не у вигляді системи нерівностей. Нехай потрібно мінімізувати опуклу ф-цію $f(x)$ при умові, що x належить до опуклої множини X .

Нехай точка x^0 — розв'язок задачі. Визначимо *опуклий конус* $K(x^0)$ як множину всіх елементів y , що їх можна представити у вигляді $y = \lambda(x - x^0)$, де $\lambda \geq 0$, $x \in X$. Спрямлений, або двоїстий відносно $K(x^0)$ конус (позначають $K^*(x^0)$) визначається, як множина всіх векторів c , що задовольняють нерівності $(c, y) \geq 0$ для всіх $y \in K(x^0)$. Щоб точка x^0 була розв'язком поставленої задачі, необхідно й достатньо, щоб існував такий вектор c^0 , що $c^0 \in \partial f(x^0)$ і $c^0 \in K^*(x^0)$. Для ефективного побудови конуса $K^*(x^0)$ можна скористатися таким результатом: якщо $g(x)$ — опукла ф-ція і існує така точка x^1 , що $g(x^1) < 0$, то конус $K(x^0)$ для області X , яка складається з точок x таких, що $g(x) \leq 0$, складається з єдиної точки 0, якщо $g(x^0) < 0$, і з векторів c , представлених у вигляді $c = \gamma c^0$, $\gamma \leq 0$, $c^0 \in \partial g(x^0)$, якщо $g(x^0) = 0$. Для чисельного розв'язку задачі П. о. розроблено ряд ефективних алгоритмів. Див. Гіперплощини оптимальної метод. Можливі напрямки метод, Узагальнений градієнтний метод.

Літ. Пшеничний Н. Н. Необходимые условия экстремума. М. 1969 (бібліогр. с. 148-151).

Зуховицький С. Н., Азхеева Л. Н. Линейное и выпуклое программирование. М., 1967
Зубов Г. Е. Методы возможных направлений. Пер. с англ. М., 1963 (Библиогр. с. 175-176)
Б. М. Пшеничный.

ПРОГРАМУВАННЯ СТОХАСТИЧНЕ — розділ програмування математичного, що вивчає моделі вибору оптимальних розв'язків у ситуаціях, які характеризуються випадковими величинами. Відмітні особливості задач П. с. порівняно зі схожими на них задачами нелінійного програмування полягають ось у чому. Задачі нелінійного програмування виникають у тих випадках, коли шукані розв'язки можна характеризувати скінченим набором чисел $x = (x_1, \dots, x_n)$ і з кожним x пов'язати скінченне число показників $f^v(x)$, $v = 0, 1, \dots, m$, так, щоб мета того, хто приймає рішення, зводилася до знаходження

$$\min_{x \in X} f^v(x) \quad (1)$$

де $f^v(x)$ — цільова функція, X — якась множина n -вимірному простору (для Простір абстрактний), напр. $X = \{(x_1, \dots, x_n) \mid x_1 \geq 0, \dots, x_n \geq 0\}$. При цьому припускають, що ф-ції $f^v(x)$, $v = 0, 1, \dots, m$ однозначні, що є можливість обчислювати точні значення цих ф-цій та їхніх похідних, а також встановити належність розв'язку x множині X . Таке положення характерне для вибору розв'язків у ситуаціях з визначеністю, коли можна для приводить до однозначного наслідку.

Задачі П. с. виникають в умовах неточної інформації, невизначеності та ризику, коли з кожним розв'язком можна пов'язати числові параметри $f^v(x, \omega)$ ($v = 0, 1, \dots, m$), залежні від розв'язку x і стану природи (випадкових параметрів) ω . В цьому випадку екстремум цільової ф-ції і цілих обмежень у задачі (1) залежать від ω і цю задачу можна тлумачити лише в якомусь імовірнісному розумінні, напр. як знаходження

$$\min_{x \in X} f^v(x) \quad (2)$$

де $f^v(x) = M f^v(x, \omega)$ — математичне сподівання цільової ф-ції, а $f^v(x)$ — матем. сподівання ф-ції $f^v(x, \omega)$, або знаходження

$$\min_{x \in X} G^v(x) \quad (3)$$

де $G^v(x) = P\{f^v(x, \omega) \geq \alpha\}$, а $G^v(x) = P\{f^v(x, \omega) \leq 0\} - P_i$, $i = 1, 2, \dots, m$, $x \in X$. Тут P_i — якісь числа (рівні), $0 \leq P_i \leq 1$.

Задачі (2) і (3) — типові задачі П. с., причому задача (3) легко зводиться до задачі (2). За зовнішнім виглядом ці задачі схожі на задачу нелінійного програмування (1) при $f^v(x) = F^v(x)$ або $f^v(x) = G^v(x)$, $v = 0, 1, \dots, m$, але це лише суто зовнішня схожість, оскільки в задачах (2) і (3), як правило, не виконується осн. передумова теорії нелінійного програмування: при кожному x неможливо обчислити точні значення ф-цій $F^v(x)$ та їхніх похідних. У тих випадках, коли $F^v(x)$,

$G^v(x)$ обчислюються точно, задачі (2) і (3) розв'язують звичайними методами нелінійного програмування; в заг. випадку їх розв'язують стохастичної апроксимації методом і стохастичних квазіградієнтів методом на основі інформації про випадкові величини $f(x, \omega)$.

Застосування П. с. включають питання надійності, контролю несправних елементів, складування й керування запасами й перспективного (довгострокового) планування.

Розглянемо два важливі приклади. 1) На складі місткістю b треба створити запас виробів $j = 1, 2, \dots, n$ у розрахунку на випадковий попит $\omega = (\omega_1, \dots, \omega_n)$ з ф-цією розподілу $H(y_1, \dots, y_n)$. Якщо x_j — величина запасу виробів j -го виду, то затрати, пов'язані в планом (розв'язком) $x = (x_1, \dots, x_n)$, виражаються ф-цією

$$f(x, \omega) = \begin{cases} \alpha \left(\sum_{j=1}^n \gamma_j x_j - \sum_{j=1}^n \gamma_j \omega_j \right), & \text{якщо} \\ \sum_{j=1}^n \gamma_j x_j \geq \sum_{j=1}^n \gamma_j \omega_j, \\ \beta \left(\sum_{j=1}^n \gamma_j x_j - \sum_{j=1}^n \gamma_j \omega_j \right), & \text{якщо} \\ \sum_{j=1}^n \gamma_j x_j < \sum_{j=1}^n \gamma_j \omega_j, \end{cases} \quad (4)$$

де γ_j — коефіцієнт заміності j -го виробу якимсь універсальним виробом, α — затрати на зберігання універсального виробу, β — затрати, пов'язані з дефіцитом універсального виробу. Треба знайти такий розв'язок $x = (x_1, \dots, x_n)$, при якому сподівані загальні затрати $F(x) = M f(x, \omega)$ при обмеженнях $\sum_{j=1}^n x_j \leq b$, $x_j \geq 0$, $j = 1, \dots, n$ є мінімальними. Одержана задача є окремим випадком задачі (2). При цьому обчислювання ф-ції $F(x)$ пов'язані з обчислюванням багатовимірного інтегралу, що визначається ф-цією розподілу $H(y)$.

2. Долгострокове планування здійснюється в умовах неточної інформації про ресурси й затрати, тому при впровадженні перспективного плану виникають нев'язки, ліквідація яких потребує певних затрат. Врахування сподіваних затрат на корекцію може істотно змінити довгострокові плани. В двоетапних задачах П. с. враховують і затрати на реалізацію довгострокового плану, і сподівані затрати на його корекцію. Постановка цих задач така. Нехай план $x = (x_1, \dots, x_n)$, який приймають на перспективу, задовольняє обмеження

$$\left. \begin{aligned} \sum_{j=1}^n a_{ij}(\omega) x_j + \sum_{i=1}^r b_{ii}(\omega) y_i &= b_i(\omega); \\ i &= 1, 2, \dots, m, \quad x_j \geq 0, \quad y_i \geq 0, \\ j &= 1, \dots, n, \quad i = 1, \dots, r. \end{aligned} \right\} \quad (5)$$

План x приймають перед тим, як стане відомою природа ω . Коли ω стає відомим, незалежно від прийнятих лінійних виборів вектора корекції $y = (y_1, \dots, y_r)$ в (5) при даному x та ω . Нехай затрати на реалізацію плану дорівнюють $\sum_{j=1}^n c_j x_j$, а затрати на корекцію

$$\sum_{i=1}^r d_i(\omega) y_i. \quad (6)$$

Якщо x прийнято, а ω стало відомим, то вектор корекції найкраще обрати за умов мінімуму (6) за умов (5) і відомих x, ω . Позначимо через $y(x, \omega)$ одержуваний при цьому вектор оптич. корекції. Тоді сподівані затрати на реалізацію x і його корекцію

$$F(x) = \sum_{j=1}^n c_j x_j + M \sum_{i=1}^r d_i(\omega) y_i(x, \omega). \quad (7)$$

Задача полягає у виборі такого плану x , який мінімізує загальні затрати за умови $x \geq 0$. Це — задача виду (2). Складність обчислення цільової функції (7) пов'язана з одержанням розподілу величини $y_i(x, \omega)$.

У розглянутих задачах П. с. розв'язок x не залежить від ω , бо в цих задачах воно приймалося до спостережень над станом природи ω . С. задачі, в яких рішення приймають після певного експерименту, і воно є випадковою функцією $x(\omega)$. На практиці такі задачі звичайно зводять до задач з детермінованим розв'язком шляхом вибору конкретної залежності $\Psi(x, \omega)$ розв'язку x від ω , фіксованої з точністю до деяких параметрів $z = (z_1, \dots, z_k)$, тобто докладаючи, що $x(\omega) = \Psi(x, \omega)$.

Лит. Гольдштейн В. Г., Юзан Д. В. Новые направления в линейном программировании. М., 1988 [Бібліогр. с. 518—520]. Липовик Д. К. Линейное программирование, его приложения и обобщения. Пер. с англ. М., 1984 [Бібліогр. с. 344—350].

Ю. М. Брыликов.

ПРОГРАМУВАННЯ ЦІЛОЧИСЛОВЕ розділ програмування математичного, що вивчає задачі, в яких на значення всіх або частини змінних величин накладено вимогу цілочисловості. Задача П. ц. має повністю цілочисловою, якщо вимогу цілочисловості накладено на всі змінні, й частково цілочисловою, якщо обмеження цілочисловості стосуються лише частини змінних. Найкраще вивчено задачі лінійного П. ц., що їх звичайно записують у вигляді:

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j = \max$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i, \quad i = 1, \dots, m,$$

$x_j \geq 0, j = 1, \dots, n, x_j$ — ціле, $j = 1, \dots, n_1 \leq n$, де всі a_{ij}, b_i, c_j — задані числа, а $x_j (j = 1, \dots, n)$ — змінні величини задачі.

Задачі П. ц. можна поділити на кілька характерних класів. 1. Задачі з неперодичністю — задачі, змінні величини яких є фізично неперодичними. 2. Екстремальні комбінаторні задачі — задачі, в яких треба знайти екстремум цілочислової лінійної функції, заданої на скінченній множині елементів, і підмножину елементів, на якій цей екстремум досягається. Таких підмножин для реальних задач, як правило, надзвичайно багато, й тому розв'язування таких задач шляхом перебору всіх варіантів пов'язане з непереборними труднощами. Ці задачі можна сформулювати у вигляді задачі програмування лінійного, а многограннику розв'язків якої можливі цілочислові точки відповідає певна підмножина елементів первiсної комбінаторної задачі. Розв'язок одержаної задачі має комбінаторний зміст, лише коли він цілочисловий. До найвідоміших задач цього класу належать задачі про коммюжера, про призначення, задачі теорії розкладів та ін. 3. Задачі з неодиорідною формою розв'язку — задачі з лінійною формою вигляду:

$$\sum_{j=1}^n a_j(x_j), \quad (1)$$

$$\text{де } c_j(x_j) = \begin{cases} 0 & \text{при } x_j = 0 \\ c_j x_j + d_j & \text{при } x_j > 0, \\ d_j > 0, j = 1, \dots, n. \end{cases}$$

Вони зводяться до задач лінійного П. ц. шляхом додавання до задачі цілочислових змінних $y_j = 0, 1, j = 1, \dots, n$ і обмежень $y_j \leq M_j y_j, j = 1, \dots, n$, де M_j — найбільше значення, що його приймає x_j , і заміною первісної лінійної форми (1) на

$$\sum_{j=1}^n (c_j x_j + d_j y_j).$$

З-поміж задач цього класу найвідомішими є транспортна задача з фіксованими доплатами й різні варіанти задач розміщення. До задач лінійного П. ц. зводиться з достатньою мірою точності й задача мінімізації довільної сепарабельної функції (1) на опуклому многограннику.

4. Задачі неканонічних об'єктів — задачі знаходження екстремуму лінійної форми на області, яку задано не тільки лінійними нерівностями, а ще й логічними умовами виду «АБО — АБО». Такі області звичайно є неопуклими або не зв'язними. Введенням нових цілочислових змінних ці задачі також зводять до задач лінійного П. ц.

Загальні методи лінійного програмування безпосередньо до задач лінійного П. ц. застосовувати не можна, бо здебільшого вони дають дробові розв'язки. Закруглення компонент цілочислового розв'язку до найближчих цілих чисел може не лише відвести від оптим. цілочислового розв'язку, а й вивести за межі допустимих розв'язків. Є клас задач П. ц., серед оптим. розв'язків яких завжди є цілочислові.

До цього класу належать, напр., транспортна задача, сіткова транспортна задача, задача про призначення, задача про найкоротший шлях і деякі інші. Ця особливість пов'язана з тим, що визначник довшільної квадратної підматриці матриці умов задачі дорівнює нулеві або ± 1 . Такі задачі розв'язують методами лінійного програмування. Проте цей клас вузький і майже вичерпується переліченими задачами. Тому постала потреба розробити спец. методи розв'язування задач П. ц.

Американські вчені Дж. Данціг, Д. Фалкерсон та С. Джонсон запропонували основну ідею методів відтискання для розв'язування задач лінійного П. ц. Ця ідея полягає ось у чому. Задачу розв'язують спочатку без обмежень цілочисловості. Якщо одержаний розв'язок цілочисловий, то він є оптимальним. Якщо ж розв'язок не цілочисловий, то він є неоптимальним. В противному разі до умов відправної задачі додають лінійне обмеження, що його задовольняють усі цілочислові розв'язки відправної задачі, але не задовольняє одержаний нецілочисловий розв'язок. Описана процедура відтискання триває, аж поки на люмоусь кроці не буде одержано цілочисловий оптимальний розв'язок або виявлено нерозв'язність задачі. Т. ч., розв'язування задач П. ц. зводиться до розв'язування послідовності задач лінійного програмування. Вперше правило (метод) формування додаткових обмежень для повністю цілочислових, а потім і частково цілочислових лінійних задач П. ц. розробив амер. учений Р. Гоморі в 1958 р. *Гоморі метод* при досить природних припущеннях про задачу приводить до оптимального цілочислового розв'язку за скінченну кількість кроків. Відомі й інші методи, що використовують ідею відтискання.

В комбінаторних методах для розв'язування задач П. ц. максимально використовують скінченність числа допустимих розв'язків. Ці методи характеризуються використанням спрямованого перебарання. Важливим і найвідомішим методом з цієї групи є *метод границь методів* і *планів його модифікації*. Визначальна риса цих методів — макс. використання специфічних особливостей задачі в процесі розв'язування. Для деяких класів задач П. ц. використовують методи *програмування динамічного* й *послідовної оптимізації*.

Методи випадкового пошуку (див. *Чисельні методи*) та інші наближені методи застосовують, як правило, для розв'язування задач П. ц. великої розмірності, для яких точні методи є неефективними.

Див. Корбут А. А., Фінкельштейн Ю. Ю. Дискретне програмування. М., 1969 [бібліогр. с. 358—366]; Корбут А. А., Фінкельштейн Ю. Ю. Дискретні задачі математического програмування в Вия Итого науки. Теория вероятностей и математическая статистика, теоретическая кибернетика 1966 М., 1967 [библиогр. с. 97—108]; Гольдштейн Е. Г., Юлиан Д. В. Новые направления в линейном программировании. М., 1966 [бібліогр. с. 518—520]. В. А. Трубін.

ПРОГРАМУВАННЯ ЦОМ — складання програм розв'язування різних задач на цифрових машинах; наука, що розробляє методи й засоби створення програм для ЦОМ. П. ЦОМ у широкому розумінні є застосовним розділом

алгоритмічної теорії, який вивчає можливості й шляхи виконання за допомогою ЦОМ різних видів розумової праці людини на основі формалізації процесів обробки інформації й подання її у вигляді алгоритмів і програм для ЦОМ. Розрізняють три основні види П. ЦОМ: ручне, автоматичне й системне.

Ручне П. ЦОМ полягає в тому, що програми складає людина машинною мовою конкретної машини. Машинна мова — це мова команд конкретної машини, на якій розв'язуватиметься дана задача. Кожна команда задає машині інформацію про одну операцію: зазначає вид операції (напр., додавання, множення тощо), адреси первісних чисел і результату операції. Адресами є номери комірок пам'яті, в яких зберігаються ці числа. Послідовність команд наз. *програмою*. Команди виконує машина в тому порядку, як їх написано в програмі, за винятком т. з. команд переходу. Ці команди зазначають номер команди в програмі, до якої треба перейти після виконання їх.

Перед тим як написати програму мовою машини (див. *Мови машинні*), складають алгоритм задачі, який визначає загальний хід обчислювального процесу, а також *пам'яті* *розподілу* для даних (первісних, проміжних та остаточних) у *векель* *атомовальних пристроїв* машини. Звичайно алгоритм записують графічно у вигляді блок-схеми програми. Основними прийомами П. ЦОМ є побудова циклів, *відпрограмування* та модифікація команд. Модифікація команд — це змінювання адрес у командах, яке забезпечує застосування певної команди для операції над величинами, що містяться в інших комірках пам'яті. У *команд систем* кожної машини є спец. команди для введення та введення інформації.

Важливим питанням П. ЦОМ є контроль над обчислюваннями, який здійснюють за допомогою контрольних підрахунків (перевірок). Для типових задач, які часто трапляються, або для їхніх окремих частин складають *підпрограми стандартні*. З них комплектують *бібліотеку стандартних підпрограм* і використовують її при П. нових задач. Відповідальним етапом П. є т. з. налаштування програм, яке полягає в проблемі розв'язування на машині задач відповіді на які в даній задачі складають план налаштування і готують первісні дані, за якими задалегідь розраховують (звичайно ручним способом) очікувані результати й деякі проміжні дані. Ці дані дають змогу перевірити правильність роботи складеної програми як по частинах, так і цілком. Щоб уникнути помилок в програмі, окремі її ділянки можна виконувати на машині в режимі діалогу (за наявності відповідної мови налаштування в *операційній системі машини*). Після виконання чергової команди (або групи команд) обчислення припиняються, і програміст може прочитати на індивідуальному пультах результат її виконання. Налаштування програм істотно полегшується й прискорюється при використанні т. з. *налаштовувальних програм*, які забезпечують фіксацію інформації про роботу кожної окремої команди налаштованої програми. При

цього програміст одержує для аналізу не лише остаточні й проміжні дані розрахунків, а й відомості про послідовність роботи команд, порядок заповнювання комірок пам'яті тощо. Спочатку здійснюється автономне налаштування окремих частин програми, а потім — комплексне налаштування всієї програми. З появою потужних ЦОМ, що мають можливість водночас виконувати кілька задач, тобто працювати в т. з. мультипрограмному режимі, постає потреба в *розрахункових алгоритмах* задач обробки даних і використанні систем переривання ЦОМ, щоб керувати послідовністю виконання кількох програм, зокрема, щоб одночасно виконувати операції обробки даних та операції обміну інформацією.

Внаслідок великої трудомісткості ручного П. та налаштування задач широко застосовують *автоматизацію програмування*. При автоматичному П. алгоритми записують не машинною мовою, а зручною й наочісною символічною мовою; машинну програму задачі одержують шляхом автомат. перекладу з цієї мови на машинну, здійснюваного самою машиною за спец. програмою, що нав. *транслятором*.

Символічні мови, використовувані при автомат. обробці інформації, ділять на два типи: *автокоди й мови програмування*. Автокоди за своїм складом ближчі до машинних мов. Мови програмування поділяють на *універсальні, машинно-орієнтовані, проблемно-орієнтовані і процедурно-орієнтовані*. Залежно від сфери застосування розрізняють мови для матем. обчислювань, мови символічної обробки, мови моделювання, мови проектування та ін. Перевагами мов програмування є незалежність записування алгоритмів від конкретних машин, компактність і наочність запису та можливість відображати специфіку певного класу задач у складі засобів *алгоритмічної мови*. Щоб пояснити суть програмування та відмінності, які є між трьома зазначеними способами П., розглянемо приклад запису обчислення за формулою $x = (a + b)(c + d)$. При безпосередньому машинному П. треба, по-перше, скласти таблицю розподілу величин у комітках пам'яті машини. Нехай величина a буде в комітці з адресою 0100, величина b — в комітці з адресою 0101, а величини c й d — в комітках з адресами відповідно 0102 і 0103. Для величини x відведемо комітку з адресою 0104. Нехай команда додавання має код 01, а множення — код 02. Тоді, використовуючи трьох-адресні команди, напишемо таку ділянку машинної програми:

0010/	01	0100	0101	0100
0011/	01	0102	0103	0102
0012/	02	0100	0102	0104.

Команда програми, як і числа, самі розміщуються в комітках пам'яті машини ліворуч зазначено адреси трьох сусідніх комірок пам'яті (0010, 0011 і 0102), в яких містяться три команди. 1-а команда показує, що треба взяти одне число з комірки з адресою 0100, 2-а — з комірки з адресою 0101, додати їх (код опе-

рації 01) і надіслати до комірки з адресою 0100 (3-я адреса в команді збігається з цією рв'ю адресою; це означає, що після виконання команди в комітці з адресою 0100 буде вже не величина a , а сума величин $a + b$). Надіслання якої-небудь величини до певної комірки приводить до заміщення попереднього вмісту комірки новим значенням. 2-а команда має аналогічний зміст. 3-я команда виконує множення (код операції 02) двох проміжних величин, що містяться в комітках з адресами 0100 й 0102, й надсилає результат до комірки з адресою 0104. В наведеному прикладі всі команди працюють так, що результати операцій надсилаються на 3-ю адресу. Цей самий приклад, якщо програму записати на автокоді, матиме такий вигляд:

D	a	b	c
D	c	d	f
M	e	f	x

Тут замість кодів операцій фігурують умовні буквені позначення цих операцій (D — додавання, M — множення), а замість адрес комірок — буквені позначення величин, причому для записування проміжних результатів введено дві нові величини e та f . Мовою програмування АЛГОЛ-60 цей приклад запишеться одним рядком: $x := (a + b) \times (c + d)$. Тут символ $:=$ означає присвоєння величині x значення правої частини формули; множення позначається через \times , додавання — знаком $+$; щоб зазначити порядок дій, використовують круглі дужки; кінець обчислень за цією формулою позначається крапкою в комою. З наведеного прикладу видно, що запис мовою програмування є найзручнішим.

Важливим розділом П. ЦОМ є т. з. *системне програмування*. Воно полягає в розробці комплексів програм для автоматизованих систем управління (АСУ), що мають у своєму складі ЦОМ. Ці комплекси програм наз. *системою математичного забезпечення ЦОМ* (МЗ) АСУ. МЗ складається з двох частин: загального та спец. МЗ. Загальне МЗ забезпечує функціонування АСУ (тобто роботу ЦОМ) як універсальної системи збирання та перероблення інформації. Осн. частиною загального МЗ є операційна система, яка керує послідовністю розв'язування різних задач, введенням та виведенням даних і обміном інформацією з операторами. До загального МЗ входять набір тестових програм для перевірки роботи ЦОМ та іншої апаратури, що входить до АСУ, й локалізації несправностей та кілька допоміжних програм. Загальне МЗ розробляють підприємства, що виготовляють ЦОМ. Спеціальне МЗ являє собою набір програм для розв'язування тих конкретних задач, для яких створюють цю АСУ (управління заводом, електростанцією, великим аеропортом чи іншим об'єктом). Спеціальне МЗ розробляють за участю підприємства — майбутнього споживача АСУ.

Для кожної системи МЗ складають інструкції, в яких визначають порядок використання його засобів та правила організації й ведення

фонду алгоритмів і програм, включених до нього, щоб ладами ними могли користуватися всі, хто матиме потребу в таких програмах. Для цього програми, які включають у фонд, мають бути ретельно відпрацьованими й оформленими відповідно до певних правил, що забезпечують ефективне використання їх як автономно, так і в складі інших, складніших програм.

Лит.: Гведешко В. В., Королюк В. С., Ющенко В. П. Элементы программирования. М., 1963 [бібліогр. с. 347—348], Крижаник Н. А., Митронов Г. А., Фролов Г. Д. Программирование. М., 1966 [бібліогр. с. 396—399], Кислов А. И. Программирование информационно-логических задач. М., 1967 [бібліогр. с. 327], Жоголев Е. А., Трифонов Н. П. Курс программирования. М., 1967 [бібліогр. с. 404—405], Ледяй Р. С. Программирование в использовании цифровых вычислительных машин. Пер с англ. М., 1966 [бібліогр. с. 628—630].

ПРОГРАМУВАННЯ ЧАСТКОВО ЦІЛОЧИСЛОВЕ — див. Программування цілочислове.

ПРОЕКТУВАННЯ МЕРЕЖ І КОМУНІКАЦІЙ ОПТИМАЛЬНЕ — застосування теорії оптимальних рішень, графів теорії та дискретного програмування для розв'язування задач проектування транспортних мереж і мереж зв'язку. При опт. проектуванні можна визначити такі осн. класи задач: 1) задачі вибирання конфігурації мереж; 2) задачі розміщення вузлів і пристроїв; 3) задачі вибору параметрів мереж; 4) задачі розвитку мереж у часі. Хоча ці задачі взаємопов'язані, проте розв'язування їх у заг. вигляді становить великий практичний теор. труднощі. Тому розв'язування таких задач часто зводиться до розгляду локальних проблем. Математично задачу оптимізації мереж можна поставити так. Дано орієнтований граф, f -й дузі якого відповідають зміни x_f — навантаження дуги f та кусково-лінійна ф-ція $v_f(x_f)$, $f = 1, 2, \dots, G$. Вершини графа позначають індексами $i = 1, 2, \dots, I$. Потрібно мінімізувати ф-цію $v(x) = \sum_{f=1}^G v_f(x_f)$ за умо-

ви, що

$$\sum_{j=1}^n a_{ij}x_j - a_i u_i = 0, \quad i = 1, 2, \dots, I-1,$$

де a_{ij} — елемент матриці інцидентності дуг A ,

$$a_{ij} = \begin{cases} +1, & \text{якщо дуга } f \text{ виходить з вершини } i \\ -1, & \text{якщо дуга } f \text{ заходить у вершину } i \\ 0 & \text{в решті випадків;} \end{cases}$$

u_i — фіксоване число (невід'ємне) — навантаження вершини $i = 1, 2, \dots, I-1$.

Навантаження збалансуючої вершини G визначають з умови $a_G = -\sum_{i=1}^{I-1} a_i u_i$, де

$$a_i = \begin{cases} +1, & \text{якщо навантаження } u_i \text{ спрямовано на вершину } i; \\ -1, & \text{якщо навантаження } u_i \text{ спрямовано від вершини } i. \end{cases}$$

Значення змінних x_f ($f = 1, 2, \dots, G$), які відповідають розв'язковій поставленій задачі, наз. опт. навантаженнями. Якщо напрямки дуг збігаються з напрямками відповідних дуг, то їхні навантаження позитивні, а якщо не збігаються — то негативні. В задачах, пов'язаних із знаходженням опт. проектного варіанту, енергетичні й транспортні системи можна зобразити у вигляді орієнтованого графа. Кожному елементу графа відповідає якийсь виробниче навантаження. Навантаженням елемента може бути, напр., потужність, яку передають по лінії електропередачі, витрата рідини, що тече по трубопроводу, тощо. Якщо умовно зобразити елементи системи у вигляді допоміжних і основних, до допоміжних віднести елементи з фіксованими навантаженнями a_i ($i = 1, 2, \dots, I$), а до основних — ті елементи $f = 1, 2, \dots, G$, що їхні навантаження x_f вибрано оптимально, то задача полягає у відшукуванні найвигіднішого значення навантаження осн. елементів. Щоб розв'язати цю задачу, треба знати залежність розрахункових витрат $v_f(x_f)$ на спорудження, реконструкцію та експлуатацію кожного осн. елемента від його навантаження x_f . Якщо ф-ція $v_f(x_f)$ опукла (опуклість униз), то можна застосовувати відомі методи програмування математичного. Зокрема, вибираючи опт. конфігурацію мережі зв'язку, можна використати двоїстий симплекс-метод. Використання методів програмування лінійного потребує розв'язання $(2^n - 1)$ нерівностей з кількістю невідомих (кількістю гілок у максимально зв'язаному графі) $\frac{(n-1)n}{2}$, де n — кількість вершин

графа. Розв'язування задач цими методами потребує великої обчисл. роботи, що обмежує застосування їх для задач великого обсягу. Оскільки на практиці абсолютно точний розв'язок не потрібний, найефективнішими є наближені методи розв'язування, напр., метод покоординатної оптимізації та ін.

Виятково ефективними для вибирання конфігурації електр. мереж, які не мають циклів, виявилися евристичні методи й деякі узагальнення задачі Штейнера. Використання ЕЦОМ при проектуванні таких задач дає змогу зменшити розрахункові затрати на 15—20%. При розв'язуванні задач опт. проектування протяжних об'єктів залізниць, продуктопроводів, газопроводів, транспортних мереж і комунікацій, що не мають циклів (т. з. мереж у вигляді дерева), дуже ефективними виявилися методи послідовної оптимізації, зокрема метод послідовного аналізу варіантів. Цей метод дає змогу використати особливості постановок задач опт. проектування мереж, а відповідні алгоритми є виятково ефективними з точки зору машинної реалізації: порівняно невеликий час розрахунків, оптимізоване використання пам'яті ЕЦОМ.

П. м. і к. о. є напр., проектування опт. продовжувального профілю залізничної, яке являє собою дуже складну й трудомістку задачу, бо

для розв'язання її треба порівнювати необмежену кількість варіантів різного положення аалізників в плані й профілі. Труднощі полягають у громіздкості задаваної інформації, а наявності великої кількості різних обмежень, у складності критерію, що його використовують, порівнюючи варіанти. Для кожного нового положення проекційної лінії потрібно визначити обсяг буд. робіт, вартість їх і провадити тягові розрахунки й на основі їх підраховувати експлуатаційні затрати.

Проектуючи нові магістральні трубопроводи й реконструюючи діючі, потрібно приймати тех. рішення, що забезпечують подання заданої кількості газу, нафти чи нафтопродуктів усім споживачам по трасі при найменшій затраті на будівництво й експлуатацію системи. Найприйнятнішим є спосіб знаходження опт. тех. рішень для всієї системи. Побудовано ефективний метод розв'язування в припущенні, що проєктована система — магістральний трубопровід одноконтурний і багатоконтурний, простий і складний — являє собою систему рівних лінійних трубопроводів, діючих і споружуваних. Враховують різні параметри транспортуваних матеріалів і характеристики місцевості. Метод передбачає можливість розв'язання широкого кола питань, пов'язаних з різними кон'юнктурами міркуваннями, що їх потрібно враховувати при проектуванні. При заданій конфігурації мережі без циклів розроблено метод визначення опт. перерізів розмкнutoї розподільної мережі розміщення енерг. об'єктів на території заданого району, послідовності будівництва їх, параметри мережі, при яких сумарні розрахункові затрати за обраний період часу є мінімальними. При цьому варіюваннями показниками можуть бути розміщення живильних пунктів і трансформаторних підстанцій, траси ліній електропередач, рівні напруг різних ланок мережі, перерізів проводів, установка підгалужень трансформаторів, розміщення засобів регулювання тощо.

Літ. Холмський В. Г. [та ін.]. Методика вибору оптимальних секцій розмкнutoї розподільної мережі 6-10 кВ. В кн. Вопросы применения вычислительной техники в энергетических системах Н 1967. Михайленко В. С. Последовательные алгоритмы оптимизации их применение. «Кибернетика», 1965, № 1-2; Модкусей В. Многокритериальные задачи в проектировании. М 1967 [бібліогр. с. 207-210]. Кузрина Л. В. Видулкина Л. М. Определение оптимальных технических решений системы линейных магистральных трубопроводов при стандартном режиме течения газа. «Информ. организация и управление в газовой промышленности» 1968, № 4. Chien R. T. Synthesis of a communication net. «IBM Journal of Research and development», 1960, v. 4, № 3; Форд Л. Р., Фалкерсон Л. Р. Поток в сетях. Пер. с англ. М., 1968 [бібліогр. с. 284-272].

Н. І. Растин.

ПРОЕКЦІЙНІ МЕТОДИ — методи наближеного розв'язування задач прикладної математики. Розв'язування операторного рівняння (див. *Рівняння класифікація*) П. м. полягає в попередній апроксимації рівняння й наступному точному розв'язанні апроксимуючого рівняння. Апроксимуюче рівняння, як правило, конструюють так, що його розв'язання зводиться до розгляду скінченної системи ска-

лярних рівнянь. П. м. розв'язування операторних рівнянь укладаються в таку загальну схему: набл. розв'язок рівняння $Ax = y$, де A — оператор, який діє з простору X у простір Y , шукають у якомусь підпросторі $X_n \subset X$ з рівняння $P_n(Ax_n - y) = 0$. Тут P_n — проекційний оператор, що проектує Y на його підпростір Y_n , тобто оператор, який задовольняє умови $P_n^2 = P_n$, $P_n Y = Y_n$. До П. м. належать, напр., найменших квадратів метод, методи Гальоркіна, Гальоркіна—Петрова, Бубнова — Гальоркіна та ін. (див. *Операторные уравнения* способи розв'язування).

Літ. Красносельський М. А. [та ін.] Приближенное решение операторных уравнений. М., 1969 [бібліогр. с. 437-452].

А. І. Веровський

ПРОКРУЧУВАННЯ — моделювання процесу виконання заданої програми за допомогою спеціальної програми П., при якому інформація про стан регістрів і полів пам'яті, що цікавлять програміста, видається за потребою на друкарській пристрої. Отже, П. дає змогу судити про наслідки дії кожної команди заданої програми. П., як правило, застосовується для налагоджувальних програм.

Г. Д. Фролов.

«ПРОМІНЬ» — сімейство малих цифрових електронних обчислювальних машин з програмним керуванням, призначених для автоматизації інженерних розрахунків середньої складності. Для «П.» характерні простота спілкування з людиною, малі розміри і споживання невеликої кількості електроенергії. Розроблено на сімейство 1962 в Ін-ті кібернетики АН УРСР. «П.» (мал.) — перша серійна підсистема, в якій операції реалізуються структурно при мікропрограмній двохвишній асинхронній системі керування, що складається з програмного й мікропрограмного пристроїв. Програмний пристрій для набирання, віддання й зміни адреси команди виключає в себе набірне поле (обсягом 100 команд розрядністю 13 біт) і два лічильники на тригерних декадах, які служать для формування й зберігання номера команди. Порядок проходження команд природний.

Мікропрограмний пристрій для зберігання мікропрограм обчислювання елементарних ф-цій і алгебр розрахунків виключає в себе феритовий пасивний ЗП матричного типу ємністю 512 слів розрядністю 17 біт і два лічильники. Порядок проходження мікрокоманд примусовий. 6 дві системи тактичних імпульсів: такти зчитування команд тривалістю від 20 мксек до кількох сек і такти зчитування мікрокоманд з частотою основних синхронізуючих імпульсів — 40 мксек. ЗП для зберігання чисел і констант складається із схемно суміщених оперативного і довготривалого ЗП загальною ємністю 160 слів розрядністю 28 біт і часом циклу 100 мксек.

Ариф. пристрій послідовно-паралельної дії виключає суматор, регістр мантиї і регістр порядку зі схемою вирівнювання порядків. Середній час додавання 0,6 мксек, ділення — 0,5 сек, обчислювання елементарних функцій — 0,4 + 2 сек. Структура команд — одноадрес-

на, представлення інформації — з плаваючою комою у десятичній системі, розрядність: мантиса — 5, порядок числа — 1; операційний код — двійковий з вагою 5211, розрядність команди — 5 двійкових розрядів коду операції і 2 десятичні розряди коду адреси. Усього структурно реалізується 32 операції. Як команда введено обчислювання ф-цій, розв'язування систем алгебр, рівнянь, знаходження скалярного добутку векторів та ін. Для складніших задач створено набір стандартних програм на металізованих перфокартах. Елемент-



Цифрова обчислювальна машина «Промінь»

на база — імпульсно-потенціальна, застосовано модернізовані діодно-трансформаторні елементи системи керування машиною широкого призначення «Діалар». Модифікацію машини «Промінь-М» створено 1965. У ній на відміну від «П» є з'явився на цифродрукуючій машині «ЗУМ-23». Модернізований варіант машини «Промінь-2» було створено 1967; порівняно з машиною «Промінь-М» тут удвоє збільшено ємність ЗП (ЗП чіпів має ємність 320 слів), збільшено кількість команд програмного пристрою (до 160), децю розширено її обчисл. можливості.

Літ. Вопросы теории математических электронных цифровых машин, в. 6 Г. Г. Чирков В. М. Погрешности ИС В. Электронная вычислительная машина для инженерных расчетов «Промінь» К., 1963. Изделия радиопромышленности. Каталог, т. 4. Вычислительная техника. Выпуск. Электронные цифровые вычислительные машины общего назначения М., 1968. Л. Г. Хольмберг.

ПРОПОЗИЦІЙНІ ЗВ'ЯЗКИ, зв'язки догічні — див. *Логічні операції*.
ПРОПУСКНА ЗДАТНІСТЬ КАНАЛУ див. *Канали зв'язу*, *пропускна здатність*.

ПРОСТІР АБСТРАКТНИЙ у функціональному аналізі — множина, в якій тим або іншим способом визначено поняття границі послідовності, П. а. — основний об'єкт дослідження в математиці. Якщо елементами простору (п.) є функції або числові послідовності, то його наз. *функціональним*. В *обчислювальній математиці* та *прикладній математиці* найширше використовують метричні, нормовані, унітарні й псевдометричні п., а також компактні а. й множини. Множину X наз. *метричним п.*, якщо кожній парі її елементів (точок) x та y поставлено у відповідність невід'ємне число $\rho(x, y)$,

що задовольняє такі умови: 1) $\rho(x, y) = 0$ тоді і тільки тоді, коли $x = y$ (аксіома тотожності); 2) $\rho(x, y) = \rho(y, x)$ (аксіома симетрії); 3) $\rho(x, y) + \rho(y, z) \geq \rho(x, z)$ (аксіома трикутника). Число $\rho(x, y)$ наз. відстанню між елементами x та y . У метричному п. можна ввести багато дуже важливих понять теорії точкових множин, розміщених на прямій: напр., елемент $x \in X$ наз. *границею* послідовності $x_n \in X$, якщо $\rho(x_n, x) \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$; множину елементів x , для яких $\rho(x, x_0) \leq \varepsilon$, наз. ε -околом елемента x_0 тощо. Конкретними метричними п. є, напр.: 1) E_n — n -вимірний евклідов простір усіх упорядкованих систем з n дійсних чисел, $\rho(x, y) = (\sum_{i=1}^n |x_i - y_i|^2)^{1/2}$, $x = (x_1, x_2, \dots, x_n)$, $y = (y_1, y_2, \dots, y_n)$; 2) $C(E)$ — сукупність усіх неперервних ф-цій, заданих на замкненій множині E з чебишовською метрикою, $\rho(x, y) = \sup_{t \in E} |x(t) - y(t)|$; 3) $L_p(\Gamma)$ — множина ф-цій, заданих на спрямлюваній кривій Γ з інтегрованим степенем p , $\rho(x, y) = (\int_{\Gamma} |x(t) - y(t)|^p dt)^{1/p}$; 4) l_p — множина числових послідовностей, підсумовуваних в p -ому степені,

$\rho(x, y) = (\sum_{i=1}^{\infty} |x_i - y_i|^p)^{1/p}$; 5) S — множина всіх числових послідовностей, $\rho(x, y) = \sum_{i=1}^{\infty} \frac{1}{2^i} \frac{|x_i - y_i|}{1 + |x_i - y_i|}$. Множину X наз. *нормованим п.*, якщо вона лінійна, тобто в ній визначено операції додавання й множення елементів на числа, що підлягають звичайним правилам векторної алгебри, і кожному елементу $x \in X$ поставлено у відповідність невід'ємне дійсне число, яке наз. *нормою* цього елемента, позначається $\|x\|$ і задовольняє такі умови: 1) $\|x\| = 0$ тоді і тільки тоді, коли $x = 0$ — нуль-елемент множини X ; 2) $\|x_1 + x_2\| \leq \|x_1\| + \|x_2\|$; 3) $\|cx\| = |c| \|x\|$, де c — будь-яке число. В нормованому п. можна ввести метрику за допомогою рівності $\rho(x, y) = \|x - y\|$. Збіжністю у цій метриці наз. збіжністю за нормою, або сильною збіжністю. Послідовність $x_n \in X$ наз. *збіжною* в собі або фундаментальною послідовністю, якщо для будь-якого числа $\varepsilon > 0$ знайдеться номер $n_0(\varepsilon)$ такий, що $\|x_n - x_m\| < \varepsilon$ при $n, m > n_0(\varepsilon)$. Якщо кожна фундаментальна послідовність збігається за нормою до якоїсь границі, то п. X наз. *повним*, або *простором Банаха* а. П. Банаха є, напр., ті самі метричні п. E_n, C, L_p, l_p , в яких $\|x\| = \rho(x, 0)$. Унітарним п. X — це такий лінійний п., в якому кожній парі елементів $x, y \in X$ ставлять у відповідність дійсне або комплексне число (x, y) ,

яке наз. скалярним (внутрішнім) добутком цих елементів і яке задовольняє такі умови: 1) $(x, y) = \overline{(y, x)}$; 2) $(x_1 + x_2, y) = (x_1, y) + (x_2, y)$; 3) $(x, y) = \overline{(y, x)}$ (раска означає перехід до комплексно спряженої величини); 4) $(x, x) \geq 0$ для $x \neq 0$; число $|x| = \sqrt{(x, x)}$ наз. нормою елемента x . Якщо унітарний Π . X повний, то його наз. l_2 або l_2 п. Π . l_2 стає гільбертовим, якщо для будь-яких двох його елементів $x = (x_1, x_2, \dots, x_n, \dots)$ та $y = (y_1, y_2, \dots, y_n, \dots)$ взяти

$$(x, y) = \sum_{i=1}^{\infty} x_i \overline{y_i}.$$

Іншим прикладом гільбертового Π . може бути $L_2(\Gamma, \rho)$ — простір Φ -цй, визначених на спрямлюваній кривій Γ і таких, що $\int_{\Gamma} \rho(t) |x(t)|^2 dt < \infty$, де $\rho(t) > 0$.

наз. *вагою* функцій. Скалярний добуток у цьому Π . визначають за Φ -ю $(x, y) = \int_{\Gamma} \rho(t) x(t) \overline{y(t)} dt$. Зокрема, при $\rho(t) = 1$

одержуємо гільбертові Π . $L_2(\Gamma)$. Два елемента $x, y \in X$ наз. ортогональними, якщо $(x, y) = 0$. Систему елементів $i_1, i_2, \dots, i_n, \dots$ в X наз. ортонормованою системою, якщо $(i_j, i_k) = \delta_{jk} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } j = k, \\ 0, & \text{якщо } j \neq k. \end{cases}$

Такою системою є, наприклад, система e_n при $n = 0, \pm 1, \pm 2, \dots$ у Π . $L_2(0, 1)$. Числа $c_i = (x, e_i)$ наз. коэф. Фур'є елемента x відносно системи $\{e_i\}$.

Π . X наз. *псевдометричним*, якщо будь-якій парі елементів $x, y \in X$ ставлять у відповідність псевдовідстань $\rho(x, y)$, що є елементом (загалом кажучи, іншого) лінійного частково впорядкованого Π . H , тобто Π . в якому для деяких пар його елементів h, g визначено відношення порядку $h \leq g$ із звичайними властивостями знака \leq , і яке задовольняє такі умови: 1) $\rho(x, y) = 0$ (0 — нуль-елемент) тоді і тільки тоді, коли $x = y$; 2) $\rho(x, y) \leq \rho(x, z) + \rho(z, y)$ для будь-якої трійки $x, y, z \in X$. Множина n -вимірних векторів буде псевдометричним Π ., якщо відстань $\rho(x, y)$ визначать як вектор з компонентами $(\rho_1 x_1 - y_1, \dots, \rho_n x_n - y_n)$, де ρ_i — додатні сталі; при цьому $h \leq g$ може означати, напр., ρ -компонентні нерівності $h_i \leq g_i$, $i = 1, 2, \dots, n$. Множина неперервних Φ -цй буде псевдометричним Π ., якщо взяти $\rho(x, y, t) = \rho(t) |x(t) - y(t)|$, де $\rho(t) > 0$ в області E .

Множину K , розміщену в метричному Π . X , наз. *компактною*, якщо всяка підпослідовність елементів цієї множини містить збіжну послідовність. Якщо границі цих послідовностей належать K , то K наз. *компактною в собі*. Для компактності K в метричному Π . X необхідно, щоб для будь-якого числа $\epsilon > 0$ існувала скінченна ϵ -сітка для K , тобто щоб будь-який елемент K потрапив у

ϵ -сітку принаймні одного із скінченного числа елементів X . Множина елементів у ряді найважливіших нормованих функціональних Π . X буде компактною тоді і тільки тоді, коли вона обмежена й рівностепенно неперервна, тобто $|x| \leq \text{const}$ та $|x(t) - x(s)| \rightarrow 0$, $t \rightarrow s$ незалежно від $x(t) \in K$.

Лит.: Люстерник Л. А., Соболев В. Н. Элементы функционального анализа М., 1965 [6-й изд., с. 512-513]. Коллатц Л. Функциональный анализ в вычислительной математике. Пер. с нем. М., 1969 [6-й изд., с. 422-431].

ПРОСТІР ЗОБРАЖЕНЬ — топологічний простір, елементами якого є зображення (сигнали). Кожному зображенню x в Π . \mathcal{A} відповідає точка Π . \mathcal{A} розглядають здебільшого як багатовимірний простір, на координатних осях якого відкладаються значення первинних ознак зображень. Набір координат $a = (x_1, x_2, \dots, x_i, \dots, x_N)$, де x_i — результат вимірювання i -ї ознаки даного зображення, а N — число координат-ознак, визначає зображення x як точку Π . \mathcal{A} . Напр., при розпізнаванні зорових зображень ділянку площини, що містить зображення, поділяють за допомогою раstra на N елементарних ділянок, у кожній з яких вимірюють середню яскравість x_i ; при розпізнаванні мовних сигналів вимірюють величину напруги x_i на виході мікрофонного підсилювача в N дискретних моментах часу.

Л. О. Селянко.
ПРОСТОЇ ІТЕРАЦІЇ МЕТОД — один з методів наближеного розв'язування інтегральних лінійних рівнянь. Див. Інтегральних лінійних рівнянь способи розв'язування.

ПРОЦЕДУРА в програмуванні — поняття, яке використовують у більшості мов програмування високого рівня і яке відповідає поняттю підпрограми. Використанням можливості Π . пов'язане з Π описуванням і звертанням до неї. Опис Π складається здебільшого з заголовка Π та тіла. Заголовок містить ідентифікатор Π ., сукупність параметрів формальних і, можливо, деякі їхні характеристики. Тіло Π . — це певна послідовність операторів. Звертання до Π . здійснюється з відповідних точок програми через зазначення Π ідентифікатора, параметрів фактичних і, можливо, входу в Π тіло. Розрізняють два способи використання Π . у програмі. Π -операторів, звертання до яких являє собою закінчену одиницю дій у мові, і Π -функцій, звертання до яких здійснюють відповідні покажчики функцій, що їх використовують лише як компоненти у виразах мови. Завжди, коли трапляється звертання до Π ., формальні параметри в тілі цієї Π . замінюються відповідними фактичними параметрами (виклик параметрів за найменуваннями) або їхніми значеннями (виклик параметрів за значеннями) і виконується перетворене так тіло Π . Поняття Π . трапляється в мові програмування (напр., АЛГОЛ-60, ФОРТРАН, СИМУЛА, ПЛ-1 тощо) під назвами Π ., Π -функції, функції, ариф. функції, Π підпрограми та ін. Деякі Π . виключають у мову як стандартні Π ., що їх використовують без описування. За способом зв'язку з робочою

програмою стандартні П. поділяють на відкриті й замкнені. Відкриті П. потребують здебільшого великої кількості машинних команд, які вставляють у роботу програму поразу, коли трапляється звертання до них. Замкнені П. розміщують окремо від основної програми, а при кожному звертанні до них організовується відповідна передача керування й повернення в точку звертання. Як правило, стандартні П. бувають замкнені. Окремим випадком є П. без параметрів, звертання до якої містять лише П. ідентифікатор. *А. І. Халімо.*

ПРОЦЕДУРА РЕКУРСИВНА — процедура в програмуванні, в опису якої містяться явне звертання її до самої себе безпосередньо або за допомогою іншої процедури. Використання П. р. у багатьох випадках дає змогу надавати алгоритмам компактно й вичерпно форм. П. р., зокрема, використовуються для описування алгоритмів обчислювання значень ф-цій, що задаються рекурентними співвідношеннями, напр.: 1) обчислювання факторіала $n! = P(n)$; $P(0) = 1$; $P(n) = n \cdot P(n-1)$; 2) обчислювання чисел Фібоначчі $F(n) = F(n-1) + F(n-2)$; $F(0) = 1$; $F(1) = 1$.

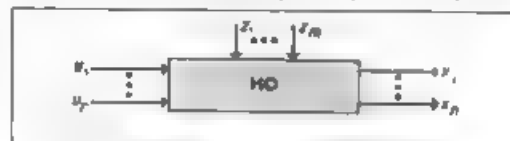
Проте використання П. р. пов'язано з багаторазовим (рекурсивним) входом у процес виконання програми з тій самий блок до виходу з нього. Число рекурсивних входів наз. рівнем рекурсії. На різних рівнях рекурсії однакові величини, що локалізовані в блоці, мають, загалом кажучи, різні значення. Ця особливість П. р. утруднює реалізацію їх.

У багатьох мовах програмування (напр., АЛГОЛ-60, ПЛ-1) допускається й рекурсивне звертання до процедур, коли оператор процедури як параметр фактичний містить ідентифікатор цієї самої процедури, а відповідний параметр формальний викликається за найменуванням. Напр., в АЛГОЛ-60 звертання $f(x)$ для процедури f є рекурсивним, якщо її параметр x викликається за найменуванням. *А. І. Халімо.*

ПРОЦЕС КЕРУВАННЯ — процес у реальній системі, який може здійснюватися різними способами залежно від мети керування та критерію однієї якості досягнення цієї мети. Фіз. систему (фізичну — в широкому розумінні, тобто будь-яку матеріальну), в якій здійснюється П. к., у теорії керування наз. керувані об'єктом — КО (його структуру показано на мал.). Величини u_1, \dots, u_r наз. керуючими діями або керуючими параметрами; вони належать до вхідних змінних. До цих величин відносять і збурювальні параметри або збурювальні дії z_1, \dots, z_m .

Величини x_1, \dots, x_n наз. фазовими координатами об'єкта, вони належать до вихідних змінних. Вектора вихідна величина $x = (x_1, \dots, x_n)$ є точкою фазового простору, а векторні вхідні величини $u = (u_1, \dots, u_r)$ і $z = (z_1, \dots, z_m)$ — відповідно керуючим і збурювальним параметрами. Рух КО, який починається в момент часу t_0 із стану $x_0 = x(t_0)$

і який розглядають при $t > t_0$, відбувається під дією керування $u(t) = (u_1(t), \dots, u_r(t))$ і збурення $z(t) = (z_1(t), \dots, z_m(t))$. Цей рух полягає в тому, що фазова точка $x(t) = (x_1(t), \dots, x_n(t))$, яка зображує стан КО в момент t , з часом переміщується, описуючи у фазовому просторі якусь лінію, яка виходить з точки x_0 . Цю лінію називають фазовою траєкторією. Кожному фіксованому керуванню $u(t)$ і збуренню $z(t)$, $t_0 < t < T$ відповідає єдина фазова траєкторія. Множини можливих керувань $u(t)$ і збурень $z(t)$ відповідає множина фазових траєкторій. Визначаючи



Структурна схема нереального об'єкта.

те чи інше керування, можна змінювати фазову траєкторію, тобто здійснювати П. к.

Вивчати П. к. стає можливим, якщо існує модель математичного поведінки КО. Для досить великого класу КО справджується припущення, що зміни в КО, що їх виражають

похідною вектора стану $\frac{dx}{dt}$ (швидкістю), залежать лише від його стану, керування та збурення в певний момент часу і не залежать від його передісторії. Це приводить до описування КО звичайним дифер. рівнянням

$$\frac{dx(t)}{dt} = g(x(t), u(t), z(t)), x(0) = x_0. \quad (1)$$

розв'язки якого вивчає теорія П. к.

Залежно від властивостей збурення $z(t)$ П. к. класифікують як П. к. детерміновані або П. к. стохастичні. П. к. вважають детермінованими, якщо збурення $z(t)$ є детермінованою функцією часу, тобто такою функцією, значення якої апіорі точно можна вказати на всьому інтервалі зміни t . При цьому рівняння (1) можна переписати у вигляді

$$\frac{dx(t)}{dt} = \bar{g}(x(t), u(t), t), x(0) = x_0. \quad (2)$$

де $\bar{g}(x(t), u(t), t) = g(x(t), u(t), z(t), t)$. А коли збурення $z(t)$ є випадковою ф-цією часу, П. к. вважають за стохастичний. При цьому, напр., рівняння (1) є стохастичним дифер. рівнянням.

Найпростіший приклад П. к. дає задача керування прямолінійним рухом у напрямі x_1 матеріальної точки сталої маси m , на яку діє рушійна сила u , змінна сила тертя ($-a(x) \cdot x_1$) та пружна сила ($-bx_1$). Рівняння (1) набирає тут вигляду

$$mx_1 = -a(x) \cdot x_1 - bx_1 + u, \quad (3)$$

де коэф. $a(x)$ відповідає збуренню. Позначимо $\dot{x}_1 = x_2$, тоді зміна вектора фазових координат $x = (x_1, x_2)$ в часі являє собою П. к.

Особливе значення мають оптималізації керувані процеси, матем. теорію

них найповніше розроблено для КО, описуваних рівняннями виду (1).

Теорію П. н. в основному застосовують у конструюванні систем керування, зокрема систем автоматичного керування. До оптимізації П. н. тут вдаються для того, щоб досягати найбільшої ефективності систем.

Лит.: Волтєвський В. Г. Математические методы оптимального управления М., 1969. Беляк Р. Процессы регулирования с запаздыванием. Пер. с англ. М., 1984.

ПРОЦЕС СКИНЧЕННОЇ ТРИВАЛОСТІ — процес переходу динамічної системи з одного усталеного стану в інший за скінченний проміжок часу. Реакцію $y(t)$ лінійної імпульсної системи на довільне діяння $x(t)$, прикладене в момент часу $t_0 = 0$, виражають так:

$$y[n, e] = \sum_{m=0}^n k[m, e] x[n-m], \quad (1)$$

де $y[n, e]$, $x[n-m]$, $k[m, e]$ — функції реєстрації, які відповідають $y(t)$, $x(t)$ і $k(t)$, а $k(t)$ — імпульсна перехідна функція системи.

В таких системах іноді шляхом корекції (див. Корекція систем автоматичного керування) можна виконати такі умови:

$$\begin{aligned} k[m, e] &\neq 0 \text{ при } m < \kappa, \\ k[m, e] &\equiv 0 \text{ при } m > \kappa, \end{aligned} \quad (2)$$

які нів. умовами скінченної тривалості перехідного процесу або імпульсної перехідної функції. Якщо має місце (2), а $x(t) = \varepsilon 1[t]$ (де $\varepsilon = \text{const}$, а $1[t]$ — одинична функція ступінчаста), то, як видно з (1),

$$y[n, e] = \varepsilon \sum_{m=0}^n k[m, e] \text{ при } n < \kappa, \quad (3, a)$$

$$y[n, e] = \varepsilon \sum_{m=0}^{\kappa} k[m, e] \text{ при } n > \kappa. \quad (3, б).$$

При цьому перехідний процес завершується за час κ , і в цього моменту в системі настане усталений процес, що його визначає (3, б).

Умови (2) виконуються, якщо передавальна функція системи

$$K^*(z, e) = \sum_{i=0}^{\kappa} b_i(z) z^i / \sum_{j=0}^{\infty} a_j z^j$$

являє собою поліном за z , що має місце при

$$a_0 = a_1 = \dots = a_{\kappa-1} = 0. \quad (4)$$

Якщо до системи ставлять додатково вимоги астатизму порядку r (див. Астатизм n -го порядку), а незмінювана частина системи (див. Дискретні системи автоматичного керування систем) стійка і не містить чистого запізнення, мінімально можлива тривалість перехідного процесу $\kappa_{\min} = l_1^0 + r$ або через те, що часто $l_1^0 = l^0 - 1$, $\kappa_{\min} = l_1^0 + r - 1$, де l_1^0 і l^0 — відповідно степінь чисельника і знаменника незмінюваної частини. Імпульсні системи, в яких $\kappa = \kappa_{\min}$, є оптимальними за швидкодією.

Лит.: Цыпкин Я. З. Теория линейных импульсных систем М., 1963 [6-блгорт с. 120-193]. Проблемы теории импульсных систем управления. Итоги науки М., 1986 [6-блгорт с. 173-174].

ПРОЦЕСИ З НЕЗАЛЕЖНИМИ ПРИРОСТАМИ — випадковий процес, природу яких на неперетинних інтервалах часу незалежні. П. з н. п. послужили джерелом багатьох проблем і понять випадкових процесів теорії. Випадковий процес $\xi(t)$, визначений на замкненій лінійній множині T дійсної осі, наз. П. з н. п., якщо для будь-яких моментів часу $t_0 < t_1 < \dots < t_n$ множини T величини $\xi(t_0)$, $\xi(t_1) - \xi(t_0)$, ..., $\xi(t_n) - \xi(t_{n-1})$ — незалежні. Прикладом П. з н. п. є дискретним часом є випадкове блукання на прямій, тобто

$$\text{сума } \xi(n) = \sum_{k=0}^n \xi_k \text{ зростаючої кількості неза-}$$

лежних випадкових величин. В окремому випадку $p = P(\xi_k = 1) = 1 - P(\xi_k = -1) = q$, випадкове блукання наз. простим блуканням на прямій. Прикладом П. з н. п. є неперервним часом є вінерівський і пуассонівський процеси.

Досліджуючи задачі випадкового блукання про повернення в нуль і про досягнення певного значення, розрізняють зворотні й неворотні блукання. Випадкове блукання наз. зворотним (незворотним), якщо ймовірність повернення в нуль дорівнює (менша) 1. Прикладом зворотного (незворотного) випадкового блукання є просте симетричне блукання $p = q = \frac{1}{2}$ (несиметричне з $p \neq q$).

Серед граничних теорем для П. з н. п. $\xi(n) = \sum_{k=0}^n \xi_k$ важливу роль у ймовірностей теорії

відіграють теореми про збіжність $\frac{\xi(n)}{n}$ при

$n \rightarrow \infty$ (див. Великих чисел закон) та про граничний розподіл нормованого процесу

$$\frac{\xi(n) - M\xi(n)}{\sqrt{D\xi(n)}}$$

(див. Центральна гранична теорема).

Стохастично неперервні П. з н. п. мають безмежно подільний розподіл. Скінченновимірні розподіли їх описуються з точністю до характеристичної ф-ції початкового значення $\xi(t_0)$ з характеристичними функціями процесів $\xi(t) - \xi(t_0)$, ($t > t_0$ із T), представлених у формі Леві:

$$M \exp [i z (\xi(t) - \xi(t_0))] = \exp [i z (a(t) - a(t_0)) -$$

$$- \frac{1}{2} z^2 [b^2(t) - b^2(t_0)] + \int_{-\infty}^{\infty} (e^{i z x} - 1 -$$

$$- i z x) \nu(x) dx] / [P(t, dx) - P(t_0, dx)]],$$

де $a(t)$, $b(t)$ — неперервні дійсні функції, які визначають неперервну з ймовірністю 1 компоненту $\xi_0(t)$ процесу $\xi(t)$, I_B — індикатриса

множини B ; $P(t, A) = M v(t, A)$ — неперервна функція по t й мнра за A ($v(t, A)$ — число стрибків процесу до моменту t , що потрапляє в множину $A \in [0]$), яка задовольняє умову $\int_0^t P(t, dx) < \infty$, $P(t, A) = P(s, A) >$

$\frac{|x|}{t} \leq \frac{1}{t}$. Для однорідних P з ш. в. $a(t) = at$, $b(t) = bt$, $P(t, A) = t P(1, A)$. Л. М. Скороход А. В. Случайные процессы с независимыми приращениями. М. 1983 [6:61 стр. в. 274-276]. Дуб Дж. Т. Вероятностные процессы. Пер с англ. М. Л., 1956 [6:61 стр. в. 589-591].

ПРОЦЕСОР 1) частина цифрової обчислювальної машини (ЦОМ), яка реалізує процес складної переробки інформації. У ЦОМ до П. відносять сукупність пристроїв керування ЦОМ та операційного (арифметичного) пристрою (ОП).

Прагнення до підвищення ефективності швидкодії й надійності ЦОМ привело до появи багатопроцесорних ЦОМ (тобто таких, що мають кілька ОП). ОП можуть працювати з одним головним ЗП, а також мати свій автономний ЗП. В останньому випадку ЗП також виконують до сукупності, що утворює П. У багатопроцесорних ЦОМ П. функціонально спеціалізовані на якійсь окремій вид обробки інформації. Напр., у машині «CDC-7600» є один П., який виконує програми керування (центрального П.) і 10 допоміжних (периферійних) П., в яких керують введенням — введенням даних, а два реалізують диспетчерські функції. Тенденція до побудови багатопроцесорних машин збереться, мабуть, і в майбутньому, причому до потужних машин вклучатимуть десятки й сотні П.

2) Складна логічна програма, що входить до складу системи автоматизації програмування, напр., П. синтаксичного аналізу, П. збирання робочої програми.

Див. також АСОП

ПРЯМІ МЕТОДИ розв'язування задач прикладної математики — методи, основані на зведенні початкової задачі до розв'язування систем лінійних або нелінійних алгебричних рівнянь. П. м. застосовують найчастіше для наближ. розв'язування задач; їх застосовують і для знаходження точних розв'язків, а також для доведення теорем про існування розв'язків. До П. м. належать, напр., точні методи лінійної алгебри (див. *Лінійних алгебричних систем рівнянь способи розв'язування*, *Смиченкоріакичові методи*, *Проекційні методи*). Поділ методів на прямі та ітераційні стався давно. Однак він не зовсім щадний, бо іноді, розглядаючи метод з різних поглядів, його можна віднести як до прямих, так і до ітераційних методів.

А. І. Березинський

ПСЕВДОВИПАДКОВІ ЧИСЛА — математична модель випадкових чисел. П. ч. одержують в ЕОМ програмним способом за допомогою якогось рекурентного співвідношення. Це означає, що кожне наступне число α_{n+1} утворюють з попереднього α_n (або групи попередніх чисел), застосовуючи якийсь алгоритм, який складається з арифм. та логіч. операцій.

П. ч. використовують, розв'язуючи задачі Монте-Карло методом.

Для моделювання будь-якого наперед заданого випадкового процесу треба вжити досить економічно будувати послідовності випадкових чисел відповідно до якого-небудь фіксованого закону розподілу їх. Звичайно для одержання значення випадкової величини із заданим законом розподілу використовують одне або кілька випадкових чисел, рівномірно розподілених випадкових чисел. Тому проблема одержання на ЕОМ рівномірно розподілених випадкових чисел має особливе значення. Цю проблему можна розв'язати, знівши в пам'яті ЕОМ таблиці рівномірно розподілених випадкових чисел, або використовувати спец. пристосування до ЕОМ — генератори майже рівномірно розподілених випадкових чисел, який формує випадкові величини фіз. моделюванням деяких випадкових процесів (див. *Далач випадкових чисел*). Осн. перешкодою для застосування першого способу є обмеженість оперативної пам'яті ЕОМ, а другого — певна нестійкість даних випадкових чисел, внаслідок чого вони потребують періодичної профілактичної перевірки й тех. обслуговування.

Найчастіше як випадкові числа використовують П. ч. Є чимало методів побудови П. ч. з розподілом, близьким до рівномірного. Ці методи задовольняють критерії порівняння випадковості (хоч ці числа й взаємозалежні). На практиці застосовують метод липників, який належить до т. з. аналітичних методів, і зводиться до утворення послідовності $\{\alpha_n\}$ за рекурентним співвідношенням $\alpha_{n+1} = K\alpha_n \pmod{M}$, де K і M — деякі константи. Існують методи випадкового перемішування, за допомогою яких одержують рівномірні П. ч. на літчанійних ЦОМ «Стрела», «БЭСМ», «УРАЛ» та ін., ці методи використовують особливості даних машин. Усі ці методи ґрунтуються на одному і тому самому принципі — імітації випадкового, хаотичного перемішування змісту розрядів мантиси П. ч. Цим методом віддають перевагу, коли треба одержати П. ч. на літчанійних ЕОМ, бо за якістю одержаних П. ч. вони не поступаються перед аналітичними методами, але для їх реалізації потрібно менше маш. часу. Утворювані послідовності рівномірно розподілених П. ч. періодичні, тому що в ЕОМ можна записати тільки скінченне число $N = 2^n$ різних П. ч., де n — число розрядів мантиси П. ч. у відповідній ЕОМ. Але довжина періоду для ряду задач, що не потребують великої кількості випадкових чисел, є достатньою.

При розв'язуванні задач методом Монте-Карло треба утворювати П. ч. з найрандомітнішими функціями розподілу. Відповідно до цього розроблено ряд методів генерування П. ч. з нормальним, довільним законом та різними окремими законами розподілу. Є також методи генерування багатомірних П. ч. Див. Големко Д. И. Моделирование и статистический анализ псевдослучайных чисел на электронных вычислительных машинах. М., 1965 [6:61 стр. в. 215-227].

А. І. Березинський

ПСИХОЛОГІЯ ІНЖЕНЕРНА — наука, що вивчає інформаційні процеси, які виникають при взаємодії людини (колективу людей) з технічними засобами під час виконання виробничих та управлінських актів. Виникла в 40-х рр. 20 ст. Психолог. проблеми в сфері виробництва з'явилися у зв'язку з формуванням складних видів трудової діяльності, коли з'ясувалося, що не можна з успіхом розв'язувати тех. проблеми, не враховуючи ролі та можливостей людини-оператора в системі людини — машина (СЛМ).

П. і., як відгалуження тех. наук, вивчає зняття праці й технологічні процеси, але лише під певним кутом зору, з'ясовуючи, які вимоги ставлять конструкція машин та приладів і особливості виробничих операцій до психічних властивостей людини (у цьому вона примикає до кібернетики технічної). Як галузь психолог. наук, П. і. вивчає психічні процеси і властивості людини щодо прийому та перетворення інформації, але також під певним кутом зору — з метою виявити вимоги до зняття праці і до технології, які впливають з характеристиками цих процесів і властивостей. Специфічними завданнями П. і. є визначення й оптимізація просторово-часової організації інформаційних взаємодій людських і машинних компонент СЛМ.

У П. і. можна виділяти такі осн. напрями методологічний, психофізіологічний, системотехнічний, кібернетичний, експлуатаційний і педагогічний.

Для дальшого розвитку П. і. першочергове значення має глибока розробка її методологічних осн. в саме визначення ролі й місця людини в керуванні сучас. виробництвом; виявлення структури й принципів П. і. та її зв'язків із суміжними науками; визначення класифікації СЛМ; розробка методів експериментальних досліджень і вимог до експериментальних установок; розв'язання задач моделювання психічних процесів і СЛМ, розробка принципів і методів використання даних П. і. в техніці; розв'язання термінологічних питань.

Системотехнічна й експлуатаційна П. і. ґрунтується на дослідженнях психофізіологічних і психолог. характеристик людини. Оскільки психофізіол. процеси мають випадковий характер, для П. і. конче важливо, щоб різні характеристики людини оцінювалися через закон розподілу. Однією з осн. задач П. і. є психолог. аналіз структури діяльності оператора, який включає: визначення складу дій, що їх має виконувати людина в системі керування, можливих способів виконання їх. Аналіз психофізіол. та психолог. характеристик людини включає питання прийому, переробки й зберігання інформації людиною, характеристики її моторних функцій та уявлень, а також операторського й оперативного мислення. Сюди такі входять і оцінка працездатності та втомлюваності людини-оператора. Велике значення у П. і. має й оцінка інтегр. характеристик людини: швидкості, точності, надійності, ефективності й стійкості до завдань.

До системотехнічної П. і. входять великий комплекс теор. і практичних проблем: інженерно-психолог. обґрунтування побудови великих систем; розробка кількісних методів і критеріїв оптимізації узгодження можливостей людини з тех. характеристиками систем, дослідження методів і критеріїв визначення можливості й доцільності автоматизації функцій людини; розробка методів і критеріїв оптимізації потоків і структура інформації в системах; дослідження методик оптимізації компонентів обладнання на постах управління; раціональний вибір комплексу оргтехнічних засобів; розробка методів і критеріїв побудови пристроїв наочного відображення інформації; виявлення методів розробки органів управління, розробка критеріїв оцінки надійності й ефективності СЛМ різного ступеня складності та ін.

Особливе місце в сучас. П. і. посідає моделювання за допомогою матем. і фіз. моделей діяльності людини. Цей напрям наз. кібернетичною психологією він включає чимало важливих задач: моделювання роботи окремих ланок СЛМ з метою прогнозування їх і оптимізації, використання методів тех. кібернетики для глибшого вивчення функцій людини; моделювання психофізіол. функцій людини (перцептивних, розумових, рухових тощо) для побудови тех. засобів (остання завдання зникається з біомікою).

Якою б досконалою не була техніка, як би добре вона не була пристосована до людини, оптимальна і нею вимагає всбічно врахувати психофізіол. властивості й здатності людини. Це врахування має забезпечити т. з. експлуатаційна П. і. До осн. проблем цього напрямку можна віднести: аналіз поведінки й працездатності операторів у різних режимах роботи (спостереження, очікування, керування та ін.) за фіксованими алгоритмами й залежно від роботи системи, психолог. забезпечення наукової організації праці; розробку методів, критеріїв та засобів контролю психофізіол. стану операторів у процесі роботи тощо. Велике значення в експлуатаційній П. і. має також проблематика групової психології, бо сучас. техніка — техніка колективна, яка вимагає узгодженості дій операторів різного профілю та рівня. До найважливіших питань тут належать: питання формування малих груп, питання соціальної та психофізіол. ємності, групової діяльності й взаємодії операторів різного профілю та рангу, дублювання операторів і багато ін. Сучас. виробничі діяльність в умовах високої інтенсифікації та спеціалізації праці вимагає від операторів і взагалі від інженерно-тех. складу певних досить розвинених психічних якостей. Звідси впливає проблема психолог. добору людей, здатних забезпечити найбільшу ефективність виконання типових завдань, характерних для даного виду діяльності, в т. ч. у стресовій обстановці (пов'язаній з високою емоційною напругою).

Осн. проблеми й завдання педагогічного напрямку можна об'єднати у дві

групи: теоретичну й практичну. До 1-ї групи можна віднести: аналіз алгоритмічних основ тех. підготовки, дослідження закономірностей формування тех. знань, умінь і навичок, у т. ч. колективних; розробку стохастичних моделей і критеріїв наванчання та навченості операторів тощо. До 2-ї групи зараховують практичні питання, пов'язані з активізацією й інтенсифікацією навчального процесу; розробку психолог. основ проєктування навчання; дослідження принципів створення й використання тренажерів та інших тех. засобів навчання, аналіз можливостей використання машинних моделей для підготовки операторів; розробку психолог. основ окремих методик тех. наванчання та ін.

Лит. Інженерная психология М. 1964 Пуш-нин В. Н. Оперативное мышление в больших системах. М.—Л., 1965 (библ. стр. 365—373). За-раховський Г. М. Псих. физиологический анализ трудовой деятельности. М. 1966 (библ. стр. 108—113). Ломов Г. Ф. Чел. век и техника М., 1968 (библ. стр. 418—441). Военная инженерная психология. М., 1970. Инженерная психология Перс. англ. М., 1964. Пудсов У., Коновар Д. Справочник по инженерной психологии для инженеров и художников-конструкторов Перс. англ. М., 1968 (библ. стр. 503—514). Мейстер Л. Ра-бильс Лиз. Инженерно-психологическая оценка при-работки систем управления Перс. англ. М., 1970. Инженерная психология в промышленности и про-ектированию оборудования Перс. англ. М., 1971.

В. І. Ніколаєв, В. Ф. Рубачин.

ПУАССОНА ПОТІК — потік випадковий у просторі довільної природи, який має ту влас-тивість, що числа подій цього потоку в неперетинних множинах простору незалежні в сукупності й розподілені за Пуассоновим за-коном. П. п. характеризується провідною мі-рою $\mu(\Delta)$, яку визначають як математичне сподівання числа $\mu(\Delta)$ подій потоку у вимірній множині Δ . Тоді

$$P\{\mu(\Delta) = k\} = \frac{1}{k!} [\mu(\Delta)]^k \exp\{-\mu(\Delta)\}, \\ k = 0, 1, 2, \dots$$

П. п. на прямій задають провідною ф-цією $\Lambda(t)$, що дорівнює матем. сподіванню числа $X(t)$ подій потоку в інтервалі $(0, t)$. Структуру таких П. п. повністю розкрив рад. математики О. Я. Хінчина. Нехай $t_1, t_2, \dots, t_m, \dots$ — точки розриву ф-ції $\Lambda(t)$. Тоді $X(t) = X_1(t) + \dots + X_m(t)$, де $X_1(t)$ — число подій у $(0, t)$ для потоку регулярного без післядії, $X_m(t)$ — чис-ло подій у $(0, t)$ для сингулярного П. п. Цей

остатній складається тільки з подій, що відбу-ваються в моменти $t_1, t_2, \dots, t_m, \dots$; у цьому ви-падку величинами, які дорівнюють числам подій, що відбуваються в ці моменти, незалежні і роз-поділені за Пуассоновим законом.

Найпоширеніший найпростіший й потік, який визначають як П. п. на прямій з провідною ф-цією $\Lambda(t) = \lambda t$, де λ — стала, яку наз. інтенсивністю потоку. Най-простіший потік — єдиний випадковий потік, що задовольняє властивості стаціонарності, ординарності й відсутності післядії. Будь-який П. п. на прямій з провідною ф-цією $\Lambda(t)$ і чис-лом подій $X(t)$ в інтервалі $(0, t)$ можна одержати з найпростішого потоку, що має інтен-сивність λ і число подій $Y(t)$ в інтервалі $(0, t)$ за допомогою ф-ції $X(t) = Y(\Lambda(t)\lambda^{-1})$. Сума незалежних П. п. є П. п. з провідною ф-цією, що дорівнює сумі провідних ф-цій вихідних потоків. Модель П. п. використовують, роз-раховуючи більшість масового обслуговування систем.

ПУАССОНА ПРОЦЕС — див. Випадковий про-цес теорія.

ПУАССОНА РОЗПОДІЛ — розподіл невід'єм-ної цілочислової випадкової величини ξ , який задають формулою

$$P\{\xi = n\} = \frac{\lambda^n e^{-\lambda}}{n!}$$

(невід'ємне число λ наз. параметром розподілу). Параметр λ дорівнює мате-матичному сподіванню випадкової величини ξ , П. р. виникає, напр., за такої ситуації. Нехай за якийсь обслуговуючий прилад надходять заявки, що потребують обслуговування. При-пустимо, що ймовірність появи однієї заявки в проміжок часу $(t, t + \Delta t)$ дорівнює $\lambda \Delta t + o(\Delta t)$, де $o(\Delta t)$ — нескінченно мала величина вищого порядку, ніж Δt , тобто $\lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{o(\Delta t)}{\Delta t} = 0$; ймовірність появи більш як однієї заявки в тому самому проміжку дорівнює $o(\Delta t)$; події, пов'язані з появою заявок у проміжки часу, що не перетинаються, є незалежними. Тоді число заявок, що з'явилися по проміжку часу $(0, t)$, має П. р. з параметром λt .

ПУЛЬТ КЕРУВАННЯ — див. Системи від-ображення інформації.

«РАЗДАН» — сімейство цифрових обчислювальних машин загального призначення. Створено в Єреванському н.-д. ін-ті матем. машин у 1958—65. Побудоване за великоблоковим принципом на напівпровідникових елементах імпульсно-потенціального типу.

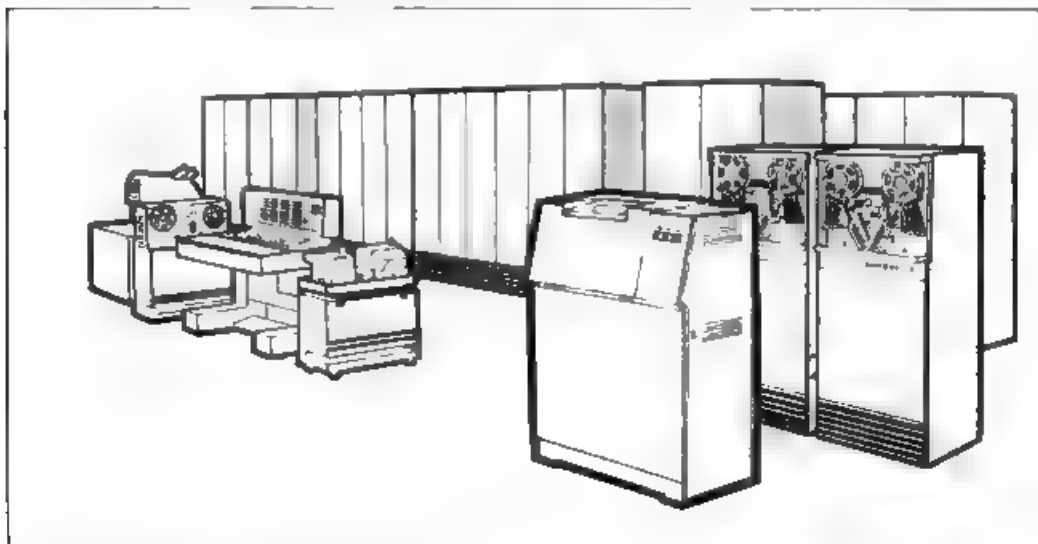
«Раздан-2» — ЦОМ, призначена розв'язувати науково-тех. й інженерні задачі (серійно її випускають з 1961), малої продуктивності (швидкість обчислень — близько 5 тис. операцій за 1 сек). Система команд — двоадресна, форма представлення чисел — двійкова, а плаваючою комою, кількість розрядів коду команди — 36. Діапазон десяткових чисел, з якими оперує машина, — від $\pm 10^{-39}$ до $\pm 10^{+39}$; ємність оперативного ЗП — 2048 чисел. Цикл звертання — 20 мксек. Ємність зовн. ЗП на магн. стрічці — 120 тис. чисел або команд. Ємність зони й кількість зон — змінна. Вводять інформацію з фотозчитувального пристрою, зі швидкістю до 35 чисел за 1 сек.

«Раздан-3» — ЦОМ, призначена розв'язувати науково-тех., планово-економ. і статистич. задачі (серійно її випускають з 1966). Осн. особливості: блокове збільшення ємностей оперативного та зовн. ЗП, розвинена внутр. мова, апаратний контроль з корекцією одиничної помилки, можливість сумішувати виконання команд введення — виведення та обміну в роботі арифм. пристрою. Сумісну роботу окремих вузлів і пристроїв машини забезпечує розвинена система переривання. Аналіз команди, що надходить на переривання,



двійково-четвірковою, а плаваючою комою, мантісія числа — 40 розрядів, знак числа — 1 розряд, порядок — 6 розрядів, знак порядку — 1 розряд. Діапазон десяткових чисел, з якими оперує машина, — від $\pm 10^{-39}$ до $\pm 10^{+39}$ з точністю, не меншою за $\pm 2 \pm 40$. Швидкість — 15 + 20 тис. операцій за 1 сек. ОЗП — матричного типу ємністю 2×16 тис. 50-розрядних слів з циклом звертання 8 мксек. Зовнішній ЗП — на магн. стрічці ємністю 320 тис. слів, з частотою запису — зчитування 20 л/с, щільністю запису — 10 імпульсів на 1 мм, швидкістю обміну — 200 тис. біт/сек і на магн. барабані ємністю 7500 слів з частотою запису 230 л/с та щільністю — 10 імпульсів на 1 мм. До машини можна підключати до 16 пристроїв на магн. барабанах та стрічках.

Інформацію вводять з перфорованої 5-доріжкової стрічки (швидкість — 1000 рядків за 1 сек) і з 80-колонкових перфокарт (швидкість — 700 карт за 1 хв), виведення здійснює-



Цифрова обчислювальна машина «Раздан-3».

здійснюється в послідовності: ОЗП — канали обміну — пристрої. Якщо адреси команди, що надійшла, потрапляють на зайнятий обміном ділянку пам'яті, зайнятий канал або пристрій, відбувається переривання. Система команд — двоадресна, форма представлення чисел —

широкоформатним алфавітно-цифровим друкувальним пристроєм (швидкість — 400 рядків за 1 хв), цифровим друкувальним пристроєм (швидкість — 20 рядків за 1 сек), на перфострічку (швидкість — 80 рядків за 1 сек) і на перфокарту (швидкість — до 100

карт за і х). Матем. забезпечення складається з програм типових матем. задач, програм, які реалізують стандартні алгоритми обробки даних, програм трансляції та керування, діагностичних програм і з метод. матеріалів.

Подальша модернізація машини щодо здійснення пріоритетної системи переривання та каналів зв'язку дала змогу використати «Раздан-3» в експериментальній фізиці для роботи в кількох віддалених об'єктах з реальному масштабі часу в режимі розподілу часу.

Літ. Грубова В. И., Кирдан В. С. Электронные вычислительные машины и моделирующие устройства. Справочник. М., 1969 (Бібліогр. с. 179—181). В. С. Рустомов.

РАУСА КРИТЕРІЙ, Рауса — Гурвіца критерій — один із стійкості критеріїв.

Див. також Гурвіца тестема

РЕАЛЬНИЙ МАСШТАБ ЧАСУ — характеристика швидкості обчислювального процесу, який відбувається в темпі, що забезпечує обслуговування якогось зовнішнього процесу, не залежного від ЦОМ (див. *Обробка інформації в реальному масштабі часу*). На відміну від Р. м. ч., пов'язаного із завданнями керування виробничими та іншими процесами, часто буває доцільно з дослідницькою метою провадити моделювання якогось процесу на ЦОМ у прискореному або сповільненому темпі. У деяких випадках темп моделювання буває змінний, тобто часові інтервали моделюючого процесу можуть бути не пропорційні відповідним інтервалам модельованого процесу. Ці випадки відносять до поняття моделювання в умовному масштабі часу.

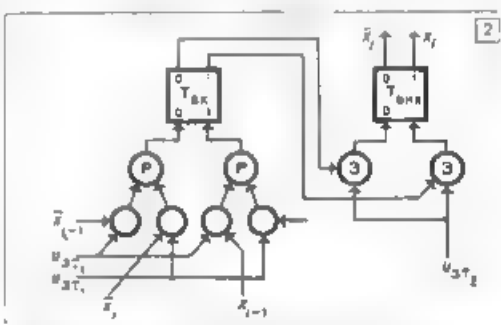
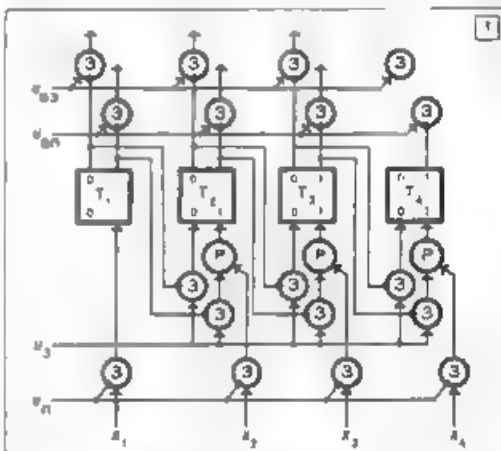
А. І. Микитин

РЕГЕНЕРАЦІЯ, відновлення інформації в обчислювальних пристроях — перезаписування інформації з метою тривалого зберігання її. Цілісність інформації порушується або тому, що запам'ятовувальне середовище має властивість зберігати певний стан, який відповідає збереженню інформації лише протягом обмеженого часу, або внаслідок дії зовнішніх сигналів зачитування. В першому випадку періодичність Р визначають як часом настання необоротних змін станів запам'ятовувального середовища, застосовують цю Р. у ЗП на електроннопроменевих приладах, в акустичних лініях затримки, конденсаторах. У другому — Р. постійно супроводить процес зачитування, й для неї відводять певний час у циклі звертання (в ЗП з феромагнітними запам'ятовувальними елементами). Потреба застосовувати Р. призводить до збільшення апаратних затрат і зменшення швидкості роботи ЗП, тому дедалі частіше застосовують ЗП, для яких Р. не потрібна (зі зачитуванням без руйнування інформації).

Ф. Н. Зіков

РЕГІСТР — блок ЦОМ типовий, призначений для проміжного зберігання слів у процесі виконання операцій, а також для перетворення слів за допомогою операції *зсуву*. Р. є передавальними ланками між запам'ятовувальними пристроями ЦОМ і блоками, які безпосередньо перетворюють інформацію. Р. у загальному випадку створюють на триггерах і логічних елементах. Введення інформації

в тригери Р. і зняття її з тригерів наз. операцією передавання слів між Р. Цю операцію можна виконувати паралельно й послідовно. За послідовного способу виконання операції всі розряди слова передаються по черзі один за одним. Такий спосіб тотожний операції *зсуву* (в Р. окремим випадком). За паралельного способу виконання операції передавання всі розряди слова передаються одночасно. Момент передавання на Р. визначається відповідним керуючим сигналом u_0 . При введенні в Р. n -розрядного слова x_1, x_2, \dots, x_n вирази для



1. Блок-схема регістра в імпульсно-потенціальній елементній структурі зі зсувом управо: u_0 — керуючий потенціал перепадання на регістр слова x_1, x_2, x_3, x_4 ; u_1, u_2, u_3 — імпульсно-потенціальний збіг Р. імпульсний розподіл сигналів u_0 — керуючий сигнал зсуву.

2. Блок-схема розряду регістра в потенціальній елементній структурі: $u_{0T}, u_{1T}, u_{2T}, u_{3T}$ — сигнали, які керують зсувом.

сигналім, які являють собою вхідну інформацію на одиничному (Y_{1i}) й нульовому (Y_{0i}) входах тригера i -го розряду Р., можна подати так:

$$Y_{1i} = u_{0i} x_i, Y_{0i} = u_{0i} \bar{x}_i$$

У цьому разі нова інформація може надходити в Р. незалежно від інформації, яка вже є в ньому. Для зняття інформації з Р. використовують відповідні керуючі сигнали, які визначають момент видавання й тип коду, що видає слово: прямий код — сигнал u_{0i} й зворотний —

420. Тоді вихідні сигнали P , коли вони виконують дану операцію, позначаються виразами: $z_1 = u_{20} \cdot x_1$; $z_1 = u_{20} \cdot \bar{x}_1$. При передаванні коду з одного P на інший операцію видавання з першого P можна об'єднати з операцією введення на другий P .

Операція зсуву на P полягає в переміщенні всіх цифр на однакову кількість розрядів в одному напрямі. Як елементарну операцію над словом звичайно застосовують зсув на один розряд. Якщо слово необхідно зсунути на більшу кількість розрядів, цю операцію повторюють відповідне число разів. P , в яких постійно здійснюються циклічна операція зсуву, наз. динамічними (вони реалізуються, як правило, на різного типу діючих затримки). В загальному випадку при виконуванні елементарної операції зсування значення сигналів перенесення на одиничному й нульовому входах тригера i -го розряду виражаються такими формулами

$$Y_{11} = u_2 \cdot x_{i+1}, \quad Y_{01} = u_2 \cdot \bar{x}_{i+1},$$

де x_{i+1} , \bar{x}_{i+1} — прямий та інверсний виходи тригера $(i+1)$ -го розряду, u_2 — керуючий сигнал, який робить зсув на k розрядів.

Щоб одержати вираз, який описує роботу P , побудованого з елементів ланної елементарної структури, необхідно систему його перемикальних ф-цій виразити в елементарних операторах цієї структури, тобто перевести їх в операторну форму (див. *Елементарний синтез ЦОМ*).

Загальну блок-схему P в потенціально-імпульсній елементарній структурі ЦОМ подано на мал. 1. Вентилі в тригерах утворюють двійчкі імпульсних сигналів і комбінують імпульсний й потенціальний сигнали з імпульсним виходом. Спиралючись на ці умови, тип керуючих сигналів обирають залежно від виду сигналів і операції, яка виконується над словом. Так, треба, щоб сигнал зсуву u_2 був імпульсним, сигнал передавання u_1 — потенціальним, якщо код уводжуваного слова сформовано на імпульсних сигналах (напр., при надходженні з запам'ятовувального пристрою машини), або імпульсним, якщо слово подано потенціальними сигналами (напр., при передаванні з іншого P).

Відповідно до складу операторів імпульсної елементарної структури P збіги й кодів в ній виконуються на імпульсних елементах (які не мають властивості запам'ятовувати інформацію) і тригерах динамічних, забезпечених вхідними затримками (для забезпечення умов правильного обміну інформацією). Характерною рисою імпульсної елементарної структури, яка відбивається на побудові P , є наявність у тригерів тільки прямого виходу. Тому, якщо необхідно мати ще й інверсний вихід тригера, за окремий розряд P беруть тригерні каскади, які складаються з двох тригерів, що їх встановлюють завжди в протилежний стан, утворюючи прямий та інверсний вихід відносно запам'ятовуваного сигналу.

Будуючи P в потенціальній елементарній структурі, щоб виконувати умови правильного обміну інформацією при зсуві в кожному розряді, теж застосовують тригерні каскади з двох тригерів. Зсув при цьому виконується за два такти (мал. 2). За допомогою сигналу u_{20} код у P зсувається з осн. тригерів одних розрядів на допоміжні тригери інших розрядів, а потім за допомогою сигналу u_{20} інформація зсувається з допоміжних тригерів на основні в тих самих розрядах. Т. ч., інформацію вводять на будь-який тригер і знімають з нього за допомогою різних керуючих сигналів, рознесених за часом. При цьому сигналом зсуву у відповідний біт є сигнал u_{20} , а керуючий сигнал u_{21} може надходити у вигляді серії безперервно й у міру зміни коду у вхідних тригерах переводити цей код на вихідні тригери.

Лит. Рабикович З. Л. *Елементарні операції в чисельних машинах*. К., 1968 (Юліягр. в. 299). 111.

РЕГРЕСІЯ — закон зміни умовного математичного сподівання однієї випадкової величини залежно від значень іншої. Р. $m(x)$ випадкової величини η на випадкову величину ξ — це ф-ція від x , яка дорівнює умовному середньому значенню величини η при фіксованому значенні величини $\xi = x$. Ф-ція $m(x)$ наз. ф-цією Р. Якщо $m(x) = \Theta_1 + \Theta_2 x$, то $m(x)$ — ф-ція лінійної Р., а величини Θ_1 та Θ_2 — коефіцієнти Р. Якщо ξ та η — незалежні, то $m(x) = \text{const}$. Ф-ція Р. має таку властивість мінімальності: серед усіх ф-цій $\varphi(\xi)$ від випадкової величини ξ ф-ція $m(\xi)$ мінімізує значення $M[(\eta - \varphi(\xi))^2]$, тобто ф-ція $m(\xi)$ дає найкраще представлення величини η у тому розумінні, що середнє значення $[(\eta - \varphi(\xi))^2]$ досягає мінімуму при $\varphi(\xi) = m(\xi)$. Ф-ція $m(\xi)$ є ф-цією, яка максимізує коеф. кореляції між величинами η та $\varphi(\xi)$. Якщо випадкові величини ξ і η мають сумісний нормальний розподіл з математичними сподіваннями m_1 та m_2 , дисперсіями σ_1^2 , σ_2^2 і коеф. кореляції ρ , то Р. η на ξ є лінійною і дорівнює $m(x) = m_2 + \rho \frac{\sigma_2}{\sigma_1} (x - m_1)$.

На практиці часто використовують так звані ф-ції середньої квадратичної регресії (с. к. р.), які здебільшого відмінні від ф-цій Р. При розгляді ф-цій $\varphi(\xi)$, серед яких відшукують ф-цію, що мінімізує $M[(\eta - \varphi(\xi))^2]$, обмежуються звичайно ф-ціями, які належать до якогось досить просто описуваному класу K . Якщо серед ф-цій $\varphi(\xi)$, які належать до заданого класу K , існує ф-ція $q(\xi)$, що мінімізує величину $M[(\eta - \varphi(\xi))^2]$, то $q(x)$ наз. ф-цією с. к. р. Типовим і найчастіше застосовуваним класом K є клас ф-цій, що описується скінченною фіксованою кількістю параметрів, напр., множина всіх многочленів степеня g або множина всіх лінійних комбінацій скінченного числа відомих ф-цій. Найпростішим є випадок лінійної с. к. р. При цьому відшукують найкраще лінійне наближення величини η за допомогою величини ξ , тобто таку лінійну ф-цію $\varphi(\xi) = \Theta_1 + \Theta_2 \xi$, для якої середнє значення вели-

чння $\eta = \varphi(\xi)$ приймає найменше значення. Нескладний підрахунок показує, що в цьому разі $q(x) = m_1 + \frac{\sigma_1^2}{\sigma_1^2}(x - m_1)$, де m_1 та m_2

відповідно середні значення, σ_1^2 та σ_2^2 — дисперсії, а ρ — коеф. кореляції величин ξ та η . Якщо випадкові величини ξ та η мають сумісний нормальний розподіл, то ф-ція s к. р. збігається з ф-цією Р. І взагалі, коли ф-ція Р. $m(x)$ — пряма лінія, яка збігається з ф-цією лінійної с. к. р.

Поняття функції Р. узагальнюється на випадок будь-якого скінченного числа випадкових величин $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k$. Функцією Р. $m_1(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ величини ξ_i відносно величин $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k$ наз. умовне середнє значення величини ξ_i за умови $\xi_1 = \xi_1, \xi_2 = \xi_2, \dots, \xi_k = \xi_k$. Якщо $f(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ — сумісна щільність розподілу ймовірностей величин $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k$, то

$$m_1(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k) = \frac{\int_{-\infty}^{\infty} x f(x, \xi_2, \dots, \xi_k) dx}{\int_{-\infty}^{\infty} f(x, \xi_2, \dots, \xi_k) dx}.$$

Множину точок $(m_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$, розміщену в k -вимірному просторі, наз. поверхнею Р. Аналогічно випадкові двох величин визначають і с. к. р. Напр., лінійною с. к. р. величини ξ_1 відносно $\xi_2, \xi_3, \dots, \xi_k$ наз. величину $\theta_1 + \theta_2 \xi_2 + \dots + \theta_k \xi_k$, яка дає найкраще наближення або лінійну оцінку величини ξ_1 за допомогою $\xi_2, \xi_3, \dots, \xi_k$, а тому розуміння, що середнє значення $M[\xi_1 (\theta_1 + \theta_2 \xi_2 + \dots + \theta_k \xi_k)]$ приймає найменше можливе значення.

У практичних застосуваннях часто трапляються задачі, в яких випадкова величина η залежить від однієї чи кількох незалежних змінних $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k$. Середнє значення величини η є ф-цією $m(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ від $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k$ і наз. ф-цією Р. Велику кількість практично важливих задач статистики, пов'язаних з визначенням впливу деяких відомих факторів на випадковий результат експерименту, можна розглядати як задачі визначення ф-ції Р. Маєм. дослідження оцінок ф-ції Р. і значення якості цих оцінок за даними експерименту становить зміст регресійного аналізу.

Припустимо, що для наборів $(\xi_1^{(1)}, \xi_2^{(1)}, \dots, \xi_k^{(1)}), (\xi_1^{(2)}, \xi_2^{(2)}, \dots, \xi_k^{(2)}), \dots, (\xi_1^{(n)}, \xi_2^{(n)}, \dots, \xi_k^{(n)})$ одержано n відповідних їм спостережень y_1, y_2, \dots, y_n величини η . Послідовність наборів $(\xi_1^{(1)}, \xi_2^{(1)}, \xi_3^{(1)}, \dots, \xi_k^{(1)}), (\xi_1^{(2)}, \xi_2^{(2)}, \xi_3^{(2)}, \dots, \xi_k^{(2)}), \dots, (\xi_1^{(n)}, \xi_2^{(n)}, \xi_3^{(n)}, \dots, \xi_k^{(n)})$ можна або визначати умовами експерименту, або її може задавати експериментатор. Цікаво за спостереженнями y_1, y_2, \dots, y_n оцінити невідому ф-цію Р. $m(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ та якості одержаних оцінок. При розгляді цих задач від-

носно спостережень y_1, y_2, \dots, y_n і вигляду ф-ції $m(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ роблять певні припущення. Як звичайно припускають, ф-ція $m(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ належить якомусь класові ф-цій, залежному від скінченного числа параметрів (напр., що $m(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$ має вигляд $\theta_0 + \theta_1 \xi_1 + \dots + \theta_k \xi_k$ — лінійна Р.). Значення параметрів, відповідні експериментальні, невідомі. В цьому разі, щоб оцінити ф-цію Р. $m(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k)$, оцінюють за спостереженнями невідомі параметри. Найпростішим щодо спостережень y_1, y_2, \dots, y_n є припущення, що ці спостереження незалежні й мають однакову невідому дисперсію σ^2 . Невідомі параметри ф-ції Р. оцінюються за допомогою звичайних методів (див. *Статистичні оцінки*). Якщо відомий розподіл ймовірностей величин y_1, y_2, \dots, y_n , то можна використати метод макс. правдоподібності. В багатьох випадках, напр., фіз. гіпотези дають змогу припускати, що спостереження y_1, y_2, \dots, y_n мають нормальний розподіл. Якщо ф-ція Р. є лінійною і $k=1$, тобто $m(\xi) = \theta_0 + \theta_1 \xi$, то сумісна щільність розподілу величин y_1, y_2, \dots, y_n

дорівнює $(2\pi\sigma^2)^{-n/2} \exp \left\{ -\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{i=1}^n (y_i - (\theta_0 + \theta_1 \xi_i))^2 \right\}$, а оцінки макс. правдоподібності $\hat{\theta}_0$ та $\hat{\theta}_1$ для невідомих параметрів θ_0 та θ_1 мають вигляд.

$$\hat{\theta}_0 = \bar{y} - \hat{\theta}_1 \bar{\xi}, \quad \hat{\theta}_1 = \frac{\sum_{i=1}^n (\xi_i^{(1)} - \bar{\xi})(y_i - \bar{y})}{\sum_{i=1}^n (\xi_i^{(1)} - \bar{\xi})^2};$$

$$\bar{\xi} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \xi_i^{(1)}, \quad \bar{y} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n y_i.$$

Другий метод оцінки невідомих параметрів ф-ції Р. — *найменших квадратів метод* — використовують частіше завдяки простоті одержання оцінок. Цей метод полягає в тому, що за оцінки невідомих параметрів приймають ся значення, які мінімізують величину $\sum_{i=1}^n [y_i - m(\xi_1^{(i)}, \xi_2^{(i)}, \dots, \xi_k^{(i)})]^2$.

Для випадку гауссівських випадкових величин y_1, y_2, \dots, y_n оцінки, одержані за методом найменших квадратів, збігаються з оцінками макс. правдоподібності. Хоч при заданому m оцінки, одержані за методом найменших квадратів, можуть бути й набагато гірші від оцінок методу макс. правдоподібності, в багатьох випадках при великих n якості оцінок обох типів приблизно однакова. Для випадку зв'язаних спостережень y_1, y_2, \dots, y_n одержано результати щодо властивостей оцінок найменших квадратів переважно при $k=1$ (задачі Р. у випадкових процесів теорії).

Поняття Р. широко застосовують у практичних задачах, які виявляють вплив одного чи кількох факторів на випадковий наслідок експерименту.

Літ. Крамер Р. Математические методы статистики. Пер. с англ. М. 1944 [бібліогр. с. 612—620]. Ум. Л. 1967 С. Математическая статистика. Пер. с англ. М. 1967 [бібліогр. с. 401—419].

А. Я. Дорожцов.

РЕГУЛЮВАННЯ ЗАКОН — залежність, відповідно до якої сигнал x , пропорційний помилці в слідуючих системах і системах провального керування або відхиленню регульованої величини від заданого значення в стабілізаційних системах, перетворюється (в загальному випадку оператором) на керуючу дію.

Формування Р. з. здійснюється відповідно до алгоритму перетворення сигналу, який проходить через регулятор (коректуючий пристрій) у напрямі вхід — вихід. У деяких випадках у формуванні Р. з. беруть участь сигнали різних вторинних величин: «жорстких», якщо сигнал пропорційний регулюваному діяню, й «гнучких», якщо до оператора входять похідні. В реальних системах Р. з. виконується в певних обмеженнях, які визначаються областю нормальних режимів роботи об'єкта, регулятора або коректуючих пристроїв чи інших елементів системи. В системах пром. автоматизації найбільш поширеними є такі Р. з.: 1) пропорційний $u = K_1 x$, реалізований статичним або П-регулятором з параметром настроювання K_1 ; 2) інтегральний, $u = K_1 \int x dt$, реалізований статичним або І-регулятором з параметром настроювання K_1 ; 3) пропорційно-інтегральний $u = K_1 x + K_2 \int x dt = K_1 (x + \frac{1}{T_I} \int x dt)$.

реалізований ізодромним або ПІ регулятором з параметрами настроювання K_1 і $T_I = K_1/K_2$; 4) пропорційно-інтегрально-диференціальний $u = K_1 x + K_2 \int x dt + K_3 \frac{dx}{dt} = K_1 (x + \frac{1}{T_I} \int x dt + T_D \frac{dx}{dt})$, реалізований ізодромним з випередженням або ПІД-регулятором з параметрами настроювання K_1 , $T_I = K_1/K_2$ і $T_D = K_3/K_1$. Через те, що для керування широко застосовують цифрову обчисл. техніку, використовують і дискретні аналоги наведених вище Р. з.

Літ. Стефані Е. П. Основы расчета настройки регуляторов тепловыделительных процессов. М. Л. 1960. Оп. пельт В. Основы техники автоматического регулирования. Пер. с нем. М. Л. 1961 [бібліогр. с. 59—603]. О. Л. Циганков.

РЕГУЛЮВАННЯ ЗАПАСІВ — див. *Запаси теорія*

РЕГУЛЮЮЧІ СИСТЕМИ ОРГАНІЗМУ — складні структури, які приймають і переробляють інформацію й використовують її для регулювання параметрів на рівні клітин, органів, функціональних систем та організму в цілому. В структурах кожного рівня можна умовно виділити «робочі» й «керуючі» підсистеми, а функції кожної структурної одиниці

можна поділити на зовнішні й внутрішні (див. *Біологічні системи*). Основу життєдіяльності організму на рівні клітин становлять неперервні й дискретні внутрішньоклітинні процеси в спеціалізованих (диференційованих) клітинах, що забезпечують функції всього організму. Внутр. функції клітин є універсальними (напр., одержання енергії й розмноження), а деякі інші — навантажені мають яскраву виражену специфіку (напр., скорочення, синтез і виділення гормонів та ферментів, продукція нервових імпульсів). Всіма внутрішньоклітинними процесами керують і регулюють їх регулюючі системи ДНК — РНК — білки. Ступінь незалежності клітин різна — аж до повного підпорядкування керуючим діям цілого організму. Органи не є універсальними структурними елементами організму, оскільки деякі аналогічні функції виконують специфічні клітини, розосереджені по всьому тілі. Однак функції певних органів чітко обмежені. Їхня структура є закінченою й володіють вони значною саморегуляцією. Тому їх можна розглядати як системи (напр., серце, нирки, печінку). Правда, здебільшого в діяльності органа переважають або нижчі закономірності (клітинні), або вищі — ті, які керують організмом як цілим. В структурі органів представлені специфічні («робочі») клітини, які визначають осн. функцію, підтримують, живлять і регулюють. Через регулюючі клітини здійснюються «входи» на орган, а «виходи» є специфічною функцією, що діє на інші органи й клітини. Ця функція може бути й регулюючою, напр., для ендокринних органів.

Регулювання діяльності органа здійснюється за допомогою діянь а бору організму (регулюючих, живильних і очисувальних), діянь власних регулюючих підсистем, напр., місцевих нервових вузлів або місцевих гормонів, і діянь регулюючих механізмів «робочих» клітин, які визначають здатність змінювати свою функцію залежно від зовн. діянь, пристосовуватися до змін зовнішнього середовища. Осн. функція органа змінюється в часі залежно від специфіки й регулювання — від дискретних функціональних циклів (скорочення серця) до більш-менш монотонної діяльності (напр., виділення сечі).

Рівень функціональних систем (типу серцево-судинної, дихальної, видільної або нервової) можна лише умовно розглядати як самостійний, оскільки їхня діяльність дуже залежить від організму керування цілим організмом. Здебільшого вони складаються з головного органу й допоміжних, які виконують функції передавання діянь названих або до інших систем. У функціональних системах регулювання місцеве, але більше значення мають спец. механізми, що регулюють окремі функції цілого організму, закладені в його регулюючих системах.

Організм — цілісна система. Клітини є його елементами, органи й системи — підсистемами. Функції організму можна умовно назвати програмою, розуміючи її як послідовність у часі окремих функціональних актів у струк-

турах усіх рівнів, які забезпечують виконання біологічної мети. По суті, істинник є такою програмою, а рефлекс, аж до окремих функцій клітин, — ієрархією підпрограм. У людини, крім того, є ще програми соціальної поведінки, призначені суспільством.

В кожному істинникі-програмі можна умовно виділити дві компоненти — зовнішню й внутрішню. Зовн. функції вищих організмів виражаються, гол. чин., у рухах, що забезпечують переміщення в просторі, діяння на

зв'язок із зовн. середовищем, стала цілком залежною від зовн. клітки і була амушеною регулювати їхню діяльність виділенням у зовн. середовище активних хім. продуктів. Третя Р. с. о. утворилася в процесі спеціалізації внутр. клітин — як система, необхідна (на відміну від другої Р. с. о.) для їхнього цілеспрямованого, а не генералізованого керування. Четверта Р. с. о. виникла як інструмент керування рухами організму залежно від діяння зовн. середовища.

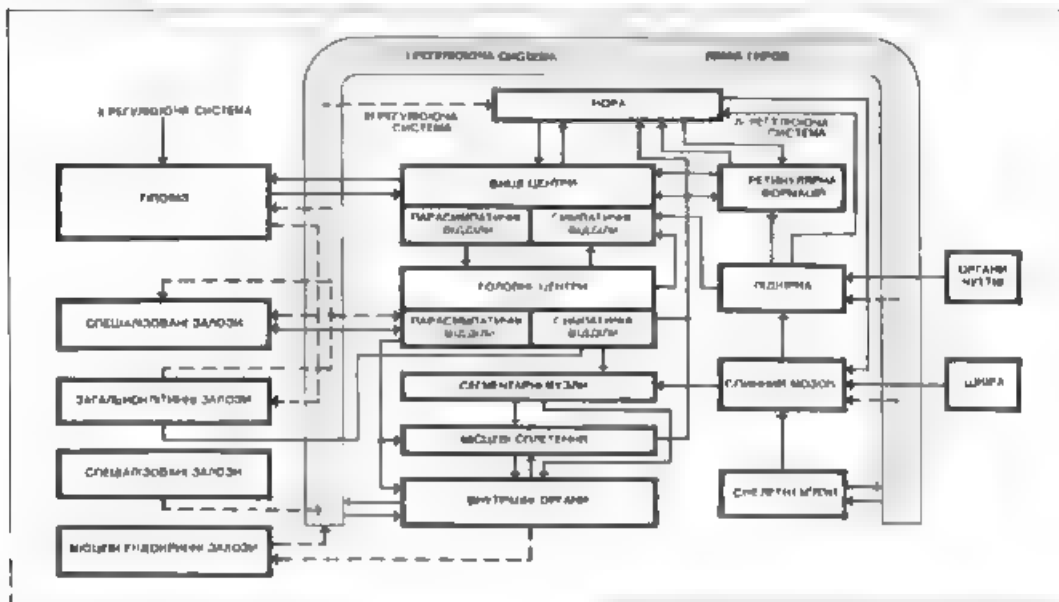


Схема регулюючих систем організму

найколишні предмети, в передаванні інформації. В людини функція передавання інформації особливо розвинена (мова й інші системи знаків). Послідовність рухових актів можна визначити як програми поведінки, які для людини й вищих тварин розглядає психологія. Руками керує анімальна нервова система, яка одержує інформацію про зовн. і частково про внутр. світ через органи чуттів і переробляє її в цілій ієрархії нервових структур. Осн. одиницею функції є рефлекс. Внутр. ф-ції організму представлені діяльністю всіх його внутр. органів, які забезпечують енергетично й матеріально зовн. ф-ції — скорочення зв'язів, діяльність нервової системи й органів чуттів.

За механізмом керування виділяють чотири Р. с. о. Перша — хімічна неспецифічна (система крові й лімфи), друга — ендокринна, або хімічна специфічна, третя — нервовегетативна й четверта — анімальна нервова система (НС). Всі Р. с. о. послідовно виникли на світанку еволюції багатоклітинних організмів. Перша система виникла тоді, коли утворилася замкнене внутр. середовище, змінюючи склад якого, клітини набули можливості діяти одна на одну; друга — коли частина клітин опинилася всередині органів, втратила прямий

Можна сформулювати кілька «законів» розвитку й функціонування Р. с. о. 1) Р. с. о. дослідно виникли на різних етапах еволюції, коли з'явилися нові робочі функції. 2) Чим молодша система, тим більше спеціалізоване її діяння, вужче коло клітин, які вона регулює, коротші періоди її діяння. Так, перша Р. с. о. неперервно регулює всі клітини, друга теж діє на всі клітини, але її ефект дуже змінний у часі, третя — регулює лише деякі функції внутр. органів і судин, четверта керує лише поперечносмугастою мускулатурою. 3) Всі Р. с. о. розвиваються в процесі еволюції, але швидше й сильніше розвиваються новіші, особливо четверта. В процесі розвитку кожної Р. с. о. формується складна структура ієрархічних поверхів з вертикальними зв'язками. Водночас закладаються горизонтальні зв'язки між відповідними поверхами близьких Р. с. о. 4) Клітини нових Р. с. о. перебувають під діянням «старих», але й самі можуть регулювати певні відділи старих (принципи прямих і зворотних зв'язків). 5) Нові Р. с. о. одержують інформацію через свої рецептори або від старих Р. с. о. Кожна Р. с. о. має свої ефектори, а також діє через старі Р. с. о. Спрощену схему Р. с. о. наведено на мал.

Першу Р. с. о. — хімічну специфічн — лише умовно можна назвати регулюючою, оскільки до неї входять усі клітини організму, які в процесі своєї життєдіяльності змінюють вміст у крові простих хім. сполук: солей, води, газів і глюкози. Через притаманну всім клітинам здатність до саморегуляції специфічні органи (серце, печінка тощо) спроможні самі підтримувати певну сталість внаутр середовища, навіть без участі вищих Р. с. о. Це їхнє саморегулює діяння враховують, виділяючи першу Р. с. о. Структура її являє собою сітку з «робочих» органів, пов'язаних один з одним через кров, через вміст у крові простих неорганічних і органічних сполук.

Діючими агентами другої Р. с. о. — ендокринної — є гормони, виділявані клітинами ендокринних залоз неперервно або від діяння нервових імпульсів з третьої Р. с. о. або від діяння гормонів інших залоз. Склад крові постійно впливає на залози знизую. Існує складна система ендокринних залоз, побудована за ієрархічним принципом. Загалом другу Р. с. о. можна уявити як складну систему залоз, поєднаних прямими й зворотними зв'язками (позитивними й негативними), яка діє на «робочі» органи, на які Р. с. о.

Оси. Принцип третьої Р. с. о. — нервово-вегетативної — хімія — нерви — хімія. Нервові закінчення (інтерорецептори) сприймають зміни хім. складу й тиску в тканинах, перетворюють їх на нервові імпульси. Імпульси поширюються в клітині, досягають ефекторного закінчення, де виділяється хімічно активна речовина — медіатор. Медіатор може стати джерелом збудження іншої нервової клітини й виконувати регулюючу функцію для робочого органа. Шляхи поширення нервових імпульсів від рецепторів до ефекто-

рів'язки, правда, в обмежених масштабах. Ієрархічна структура дає змогу формувати складну ієрархію рефлексів, які керують внутр. органами за складною програмою, що включає багато етапів і є тривалою. Зв'язки між третьою й другою Р. с. о. дуже тісні й часто вони спільно регулюють яку-небудь функцію організму (напр., кров'яний тиск).

Четверта Р. с. о. — анімальна — керує складними м'язами, тобто рухами. На вищому ступені її ієрархії — в корі мозку — закладено моделі поведінки як складної послідовності рухових актів, що виражають зовні сторону інстинктів і соціальну поведінку людини. В регулюванні внутр. процесів організму четверта Р. с. о., г. ч., кора й підкірка, відіграють важливу роль.

В організмі людини й інших тварин є два типи регульованих процесів: неперервний і дискретний. Неперервні потребують підтримання сталості деяких параметрів — *гомеостазису*, дискретні — регулювання аміня деяких процесів у часі за певною програмою, в спрощеному вигляді — циклами. Перші й другі процеси є можливими на кожному структурному рівні. Приклади наведено в таблиці.

Неперервні процеси на вищому рівні можуть здійснюватися внаслідок постійних циклів на вищому рівні. Напр., сталість середньої течії крові підтримується періодично скороченнями серця, а збільшення теплопродукції при охолодженні — м'язовим дрижанням. Зрештою будь-які біол. процеси складаються із взаємодії дискретних актів.

Механізми регулювання сталості параметрів — підтримування гомеостазису — ґрунтуються на використанні принципу негативного зворотного зв'язку. В клітинах це виражається в регулюванні активності ферментів (ін-

Рівні ієрархії	Типи процесів	
	Неперервні	Дискретні
Клітинний	Оперування аденосинтрифосфату (АТФ) Підтримування осмотичного тиску	Поділ клітин Рухи Нервовий імпульс
Рівень органів і функціональних систем	Виділення різних травних соків і сечі Виділення гормонів	Скорочення серця, кишечника й скелетних м'язів
Рівень цілого організму	Підтримування стації тіла, кров'яного тиску й кількісного складу крові	Сон і неспання Рухові акти поведінки

рів можуть бути й короткими — для місцевих регулюючих центрів або виключати кілька поверхів структури даної Р. с. о. — у вигляді т. з. рефлекторної дуги Як правило, ці шляхи визначені від народження й мало змінюються в процесі життя. Проте нервові клітини третьої Р. с. о. здатні підсилювати свою активність внаслідок тренування й утворювати тимчасові

певними продуктами ферментативної хім. реакції, на рівні органів і систем — в діяльності численних рефлексів, які стежать за значеннями регульованого параметра й змінюють активність робочих органів залежно від його рівня. Для цілого організму механізми підтримування гомеостазису закладено у вищих вегетативних центрах, які коригують через відповідні

«головні» центри рівень обміну, гомеодинаміку, теплообміну та діяльність органів виділення. В цілому, гомеостазис на будь-якому рівні підтримується внаслідок неперервних або циклічних саморегулюваних процесів у робочих підсистемах, які тільки регулюються «зверху» стимуляцією або гальмуванням з боку підсистем керування. ДНК — в клітині, місцевих центрів — в органах, регулюючі системи — у функціональних системах і вищих центрів — в організмі. Гомеостазис в організмі складніший, ніж прийнято думати. Це зумовлено тим, що регульований рівень усіх параметрів не стабільний, а змінюється залежно від «установлення», яке визначає ступінь змич активності.

Механізми керування дискретними функціональними актами на будь-якому рівні складаються в включення нової програми й регулювання її розвитку в часі. Саму програму завжди закладено в регулюючій системі у вигляді якоїсь моделі. Напр., ділення ДНК в клітині, яка відає поділом, рефлекторна дуга рефлексу, структура з кіркових нейронів, що відображає комплекс рухів. Модель включається іззовні або «зверху», приходить у стан активності і включає на периферії новий комплекс процесів. Звичайно вони розгортаються з позитивними зворотними зв'язками, в результаті чого кожний етап швидко доводиться до максимуму, потім так само швидко згасає, включаючи новий етап. Моделі складних дискретних функціональних актів мають характер поверхів і закладені в кількох поверхнях Р. с. о. Показовим прикладом є керування процесами праці як складної послідовності скорочення різних м'язових груп із зворотними зв'язками в рецепторів м'язів і суглобів.

В організмі водночас відбувається багато процесів (програм), між якими існує два типи відношень. 1) Суперядність між рівнями. Напр., інстинкти живлення, як головну програму, можна зобразити у вигляді ієрархії складних і простих програм різних рівнів від актив поведінки, спрямованої на добування їжі, до внутрішньоклітинних процесів синтезу АТФ з глюкози. При цьому всі процеси на різних рівнях характеризуються однаковою ступенем координації. 2) Конкуренція. Год. програми, спрямовуючи поведінку, мають конкурентний характер і не можуть здійснюватися одночасно. Напр., часто вступають у суперечність інстинкти самозбереження й продовження роду. Суперечність деяких програм можна простежити й на нижчих рівнях, зокрема, в дискретних функціональних актах. Перевключення програми здійснюється внаслідок позитивних зворотних зв'язків і функціонування реципрокних відношень, коли активація одних моделей зумовлює гальмування інших. Вибір тієї чи іншої програми визначається взаємодією інтенсивності зовн. і внутр. стимулів. У процесах, які відбуваються постійно, протилежність не виявляється, а змінюється лише ступінь активності залежно від значення цих процесів у дискретних програмах.

Три гол. якості відзначають регулювання в організмі: надійність, точність і стійкість. Надійність, яка в цих системах вища, ніж у будь-якій тех. системі, досягається завдяки таким факторам. 1) Всі процеси здійснює велика кількість клітин, які працюють паралельно, а кожна клітина працює дуже надійно. 2) На всіх рівнях є резерви в клітинах, органах і цілому організмі. 3) Існує дублювання регулюючих механізмів завдяки участі кількох Р. с. о. й використанню різних робочих процесів. Напр., підтримування кров'яного тиску здійснюється регулюванням просвіту судин і змичою серцевого викиду. Обидва процеси регулюють паралельно взаємозамінювані механізми нервової й гормональної регуляції. Коли порушено гол. механізм, то включається допоміжний, і робота продовжується з невеликими відхиленнями щодо точності. 4) Якщо органи ушкоджені, то відбувається регенерація — відновлення первісної кількості клітин розмноження, хоча й не у всіх тканинах.

Точність регулювання досягається, гол. чин., завдяки нелінійностям характеристичних елементів прямого й зворотного зв'язків, так що чим далі параметр віддаляється від оптимуму, тим швидше зростає імпульс до відновлення його. Стійкість регулювання в організмі дуже велика. Хоча всі життєві процеси зазнають постійних коливань, підлягаючи загальним законам регулювання із зворотними зв'язками, але амплітуда відхилень параметрів у нормі невелика і явище «розносу» ніколи не спостерігають. Видно, це пов'язано з різними характеристиками паралельно працюючих регулюючих ланцюгів, які деміфують один одного. Регулюючі механізми поєднують у собі стабільність і мінливість, які в сумі забезпечують організмові (й біол. видові) найкращу реалізацію осн. програм — інстинктів. У кожному з них одна частина «спідограму» більш стабільна (напр., розвиток організму з зародка), друга — менш (акти поведінки, які пристосовуються до змінного середовища на основі умовних рефлексів). Механізми інстинкту продовження роду більш стабільні, а самозбереження — менш.

Змінність процесів життєдіяльності закладено вже на клітинному рівні. Перебудова організму в процесі пристосування до зовн. середовища здійснюється внаслідок здатності клітин пристосовуватися, щоб зберегти сумарний оптимальний ефект. Можна умовно виділити два осн. механізми пристосування: адаптацію як швидку зміну настроювання регуляторів і тренування — довільне формування нових внутрішньоклітинних структур, які забезпечують збільшення «потужності» клітин (гіпертрофія) у відповідь на тривале діючі надлишкові подразники. Якщо інтенсивність подразників різко зменшується, то через деякий час (обчислюється днями) структура й функції знову повертаються до норми або стають нижчі за неї — настає атрофія. Такі зміни структур стосуються не тільки цілісної клітини, як, напр., м'язової або залозової, а й її окремих

частин, напри., тієї постсинаптичної мембрани нервової клітини, до якої надходять повторювані подразнення. На цьому принципі ґрунтується утворення умовних зв'язків між нейронами — пам'ять, а звідси і всі процеси перебудови нервової регуляції.

В життєдіяльності організму можна виділити два стани: здоров'я й хворобу. З д о р о в'я — це стан нормальних біохімічних процесів у клітинах, який забезпечує організмові виконання його біол. програм. Кількість здоров'я відображає діапазон змін зовн. умов (напр., т.р., інфікованості середовища, власного навантаження (напр., фіз. праці), за яких ще зберігається нормальна біохімія клітин. Воно визначається рівнем резервів функцій клітин і органів, «роботних» і «керуючих» (напр., макс. серцевий викид), які можна зняти т.з. функціональними пробами з навантаженням. Резерви визначені генетично, але для формування й підтримання їх необхідні постійні вправи відповідних функцій із значним навантаженням. Тривале невикористання резервів призводить до атрофії клітин, зменшення здоров'я й збільшення ймовірності захворювання.

Поняття х в о р о б и можна визначити як стан порушення біохімічних процесів у клітинах, яке супроводжується нестійким режимом регуляції організму, що виникає за надмірних для даного рівня резервів зовн. діянь або дефектів у власних програмах. При цьому треба відзначити, що організм виводиться із стану стійкої норми й повертається до нього не хаотично, а за певними програмами, які можна називати програмами хвороби й видужання. Вони різні, за різних зовн. і внутр. умов, і їх можна виразити умовною мовою у вигляді «моделі хвороби». Програму хвороби можна представити як підпрограму, що складається з прогресування й відновлення. Надмірне або незначне подразнення, діючи на будь-яку частину організму, ушкоджує її (від якихись порушень життєдіяльності клітин до їхньої загибелі). Так виникає «місцевий осередок». Від нього поширюється «потік завад» у вигляді якісно відмінних від норми діянь, скеровуваних природними зв'язками ураженого органу до Р.с.о. та ін. органів. Якщо цей потік значний, то він спричинює в них якісні порушення — процес прогресує з позитивними зворотними зв'язками, зі зростаючою швидкістю і, якщо не було протидіючого процесу, то всяке ураження призводить б до смерті.

Програма відновлення буває трьох типів: а) програма компенсації (порушення функції органу тут же компенсується резервною з боку інших); б) програма пристосування (відновлення нормальної функції за нових умов настає з якоюсь затримкою в часі внаслідок адаптації або навіть гіпертрофії); в) захист (включення спец. механізмів, що перебувають у постійній готовності або реагують з деяким запізненням, які за нормальних умов не функціонували). Цей комплекс процесів діє за типом негативного зворотного зв'язку. Заг. напрям і швидкість розматку патологічного асузу ви-

значається співвідношенням швидкостей цих двох протилежних процесів. Істотним є порушення стійкості регулювання, яке виражається в збільшенні амплітуди коливань, до того ж будь-який «пік» може спричинити початок нових зсувів, здатних повернути перебіг хвороби в гірший бік.

Труднощі в створенні моделей Р.с.о. пов'язані з їхньою дуже великою складністю. Застосування матем. методів у моделюванні біол. систем привело до створення моделей лише окремих функцій окремих органів. Створити моделі цілого організму за допомогою теорії регулювання поки що не можна через велику кількість змінних, пов'язаних нелінійними залежностями. Вивчати процеси регулювання в організмі можна лише, використовуючи методи кібернетики, теорії автоматичного регулювання, теорії керування складними системами тощо.

Лит.: Орбелі Д. А. Избранные труды, т. I. Вопросы эволюционной физиологии. М., 1961. Ам.с.о. Н. М. Регуляция жизненных функций в кибернетике. К., 1964. М. М. Амосов.

РЕГУЛЯРІЗАЦІЯ МЕТОД — один з наближених методів розв'язування некоректно поставлених задач. Див. *Некоректно поставлені задачі способи розв'язування*.

РЕГУЛЯРНІ ПОДІЇ ТА ВИРАЗИ — події, які можна представити в автоматизованих скінченних, і відповідні вирази в спеціальній алгебрічній мові, що задають ці події. П о д і ї ю називали множини слів у якомусь алфавіті. Природно, що, розглядаючи в теорії автоматів різні читання, пов'язані з поняттям події (див. *Алгебраична теорія автоматів*), здебільшого припускають наявність якихось асоцій для описування (задавання) подій. Таким конструктивним засобом може бути формальна мова, вирази якої задають події над якимсь алфавітом (тобто формальна мова інтерпретується в множині подій). Якщо позначити цю мову через L , то правильно побудовані вирази її можна називати L -виразами, а події, які вони задають, — L -подіями. Очевидно, що множина всіх L -подій для будь-якої мови L не більша як лічбова, бо множина відповідних виразів не більша як лічбова. Оскільки потужність множини всіх подій континуальна, то немає такої мови L , для якої всі події є L -подіями.

Для теорії автоматів характерним є такий підхід. Фіксують якийсь клас автоматів K . Ставлять задачу: побудувати мову L (як правило, це мова, що не повинна безпосередньо використовувати автоматні поняття, бути зручною з тому чи іншому розумінні й задовольняти певні вимоги тощо), таку, що всі L -події й лише їх можна представити в автоматах класу K . Розв'язування цієї задачі включає в себе доведення двох теорем — теорем синтезу (можна L -подію представити в якомусь автоматі класу K) і теорем аналізу (можна подію, представлену в автоматі класу K , є L -подією). Здебільшого теорема синтезу відразу припускає наявність алгоритму синтезу, тобто алгоритму побудови автомата за заданою подією,

а теорема аналізу — алгоритму аналізу, тобто алгоритму побудови L -виразу за заданим автоматом. Уперше такий підхід у теорії автоматів застосовував амер. математик С.-К. Кліні (н. 1904) для класу скінчених автоматів. Для подій, представлених у скінчених автоматах, він побудував спец. мову — мову регулярних виразів. Ця мова стала однією з осн. мов для задавання умов функціонування автоматів, особливо після вдосконалення її (та відповідних алгоритмів синтезу й аналізу) в працях В. М. Глушкова, Р.-Ф. Мак-Нотона та ін.

Алгебри мови будуть як мову виразів певної алгебри (див. *Алгебри універсальні*). В цьому разі розглядають мову для описування подій, тої множини всіх подій являє собою певну універсальну алгебру, тобто над подіями визначають алгебр. операції (див. *Алгебри подій*). Для того, щоб побудувати мову регулярних виразів, було використано три операції над подіями (дві бінарні й одну унарну): 1) $A \vee B$ — диз'юнкція, або об'єднання (позначають також $A \cup B$), 2) AB — множення (конкатенація), 3) $\{A\}$ — ітерація (позначають також A^*). Діа φ — теоретико-множинна операція подія $A \vee B$ являє собою звичайне об'єднання множин A та B . Множення подій визначають через множення слів. Добуток слів p та q наз. словом pq , одержане внаслідок дописування слова q праворуч до p . Подія AB складається з тих і лише тих слів, які мають вигляд pq , де p належить A , а q належить B . Введемо позначення A^n для добутку $\underbrace{A \dots A}_n$. Ітерацію можна

виразити через попередні дві операції так $\{A\} = A \vee A^2 \vee \dots \vee A^n \vee \dots$. Отже, слово q тоді й лише тоді належить $\{A\}$, коли q має вигляд p^n , де p належить A . Нехай алфавіт X , над яким розглядають події, складається з букв x_1, x_2, \dots, x_m , тоді подія, що складається з одного однобуквенного слова x_i ($i = 1, 2, \dots$

m), наз. елементарною й позначають символом x_i , тобто відповідною буквою алфавіту. Вираз, побудований з букв алфавіту X (символів елементарних подій) та з символів операцій диз'юнкції, множення та ітерації з використанням відповідно круглих дужок, наз. регулярним виразом алфавіту X . Усякий регулярний вираз R визначає певну подію S (S одержують у результаті виконання всіх операцій, що входять у вираз R). Т. ч. визначені події наз. регулярними подіями над алфавітом X . Інакше кажучи, регулярною подією наз. подію, що її добуто з елементарних, застосовуваних скінченну кількість разів операцій диз'юнкції, множення та ітерації. Напр., в алфавіті з трьох букв x, y, z , з регулярний вираз $x \vee y \vee z$ ($y \vee z$) задає подію (регулярну), що складається з усіх слів, які починаються буквою x і закінчуються буквою y чи z . Регулярні події й лише вони представлені в скінчених автоматах.

В. Г. Боднарчук.

РЕГУЛЯТОР ЕКСТРЕМАЛЬНИЙ — прилад, що автоматично відшукує і підтримує такі значення регулюючих діянь, за яких показник якості роботи об'єкта досягає екстремального значення. Р. є. призначені керувати об'єктами, в яких залежність показника якості від регулюючого діяння має один екстремум (максимум чи мінімум). Більшість Р. є., що їх випускають серійно, відшукує екстремум за допомогою методу градієнта чи його модифікацій, зумовлених різними конструктивними особливостями регуляторів.

Структуру й параметри Р. є. вибирають так, щоб мінімізувати втрати показника якості й забезпечити працездатність усієї системи під час дрейфу точки екстремуму (див. *Система екстремального регулювання*). При заданій структурі Р. є. його параметрами, що визначають якість роботи регулятора, є: величина й частота пробних діянь, величина й швидкість робочих варіацій регулюючих діянь, параметри пристрою, який визначає локаліяк якості (напр., стала часу згладжувального фільтра), й чутливість Р. є. Розрізняють Р. є. неперервні, імпульсні та цифрові. Неперервні використовують для керування малоінерційними об'єктами (налагоджували резонансних контурів автомат. вимірювальних пристроїв, знаходження оптим. параметрів пристроїв моделей тощо). Імпульсні та цифрові Р. є. використовують для керування інерційними об'єктами (хім. реактори, нагрівальні установи, пропелери флотаци, дроблення тощо). В СРСР і за рубежом налагоджено серійний випуск електронних, гідравлических і пневматичних Р. є. До Р. є., що їх випускають серійно, належать «ЭРБ», «ЭРА», «АРС-ОИ» та ще деякі (див. також *Оптимізатор автоматичний*).

Лит. Либерець Л. М., Родов А. Б. (м. стема екстремального регулювання. М.— Л., 1965 [бібліогр. с. 157—158].

РЕГУЛЯТОР ІМПУЛЬСНИЙ — автоматичний регулятор неперивчастої дії, вихідний сигнал (керуюче діяння) якого має характер модульованої послідовності імпульсів. Необхідним елементом Р. і. є імпульсний елемент (модулятор), що здійснює модуляцію вихідної імпульсної послідовності відповідно до величини сигналу помилки. Залежно від виду модуляції імпульсної розрізняють амплітудно-, широтно- й частотно-імпульсні регулятори.

Імпульсний характер керування долегшує розв'язування ряду технічних проблем, які виникають при розробці автомат. регуляторів, і дає змогу створювати регулюючі пристрої, що мають істотні конструктивні й експлуатаційні переваги. Однією з головних переваг Р. і. є. те, що в них за допомогою простих і економічних технічних засобів можна розв'язати суперечність між точністю й потужністю керуючих сигналів. При неперервному характері керування первинний вимірювальний прилад (магнітоелектричний гальванометр, логометр, гіроскоп тощо) завжди з'єднано з давачем-перетворювачем, який перетворює показання приладу на потужний сигнал, що керує робо-

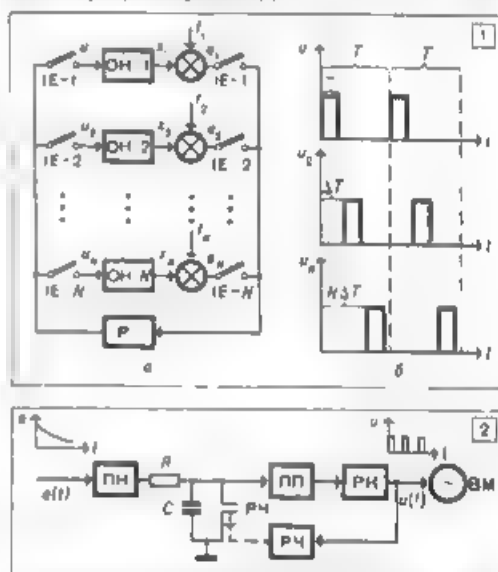
тою виконавчого механізму. Давач в додаткові навантаження на рухому систему приладу й зменшує точність його показів. В Р. і. є можливість підняти давач до перемінного приладу лише на час дії керуючого імпульсу. На цей час рухома система вимірювального приладу фіксується в тому положенні, в якому вона перебувала перед появою імпульсу, так що точність показів приладу не погіршується.

Істотною перевагою регуляторів з амплітудно- і широтно-імпульсною модуляцією (АІМ, ШІМ) є можливість здійснювати багатоканальне регулювання. При цьому один Р. і керує роботою кількох об'єктів керування — ОК-1, ОК-2, ..., ОК-N (мал. 1, а) за рахунок часового поділу каналів регулювання, здійснюваного імпульсними елементами ІЕ-1, ІЕ-2, ..., ІЕ-N, що працюють з однаковими чи кратними періодами повторення T , але зсунуті за фазою на величину ΔT (мал. 1, в і б). Щоб виключити взаємний вплив каналів, треба до-

держуватись умови $\tau = \Delta T < \frac{1}{N}$ ($T - \tau$), якщо в Р. і. застосовується амплітудно-імпульсна модуляція (АІМ), або $\tau_{\text{макс}} < \Delta T < \frac{1}{N}$ ($T - \tau_{\text{макс}}$), якщо в Р. і. застосовується ШІМ. Тут N — кількість каналів регулювання, τ — тривалість керуючих імпульсів, модульованих за амплітудою, а $\tau_{\text{макс}}$ — макс. тривалість імпульсів, модульованих за шириною. Такий спосіб регулювання здешевлює систему автомат. керування за рахунок економії регулюючої апаратури.

Осн. перевагою Р. і. з частотно- і широтно-імпульсною модуляцією (ЧІМ та ШІМ) є поєднання високої якості регулювання з конструктивною простотою й надійністю, характерними для релейних систем. Висока якість регулювання забезпечується тут лінеаризуючою дією ЧІМ або ШІМ, завдяки якій динамічні характеристики Р. і. наближаються до характеристик лінійних регуляторів. Разом з тим релейний характер вихідного (керуючого) сигналу дає змогу застосовувати прості й надійні виконавчі механізми з релейним керуванням: асинхронні двигуни з короткозамкненим ротором, електрогидравлічні або електропневматичні приводи, соленоїдні клапани, крокові двигуни тощо. Для прикладу на мал. 2 зображено блок-схему найпростішого частотно-імпульсного регулятора. Сигнал помилки $e(t)$, підсилений підсилювачем напруги ПН, надходить на інтегрувальний RC -фільтр. Сигнал після фільтра, підсилений підсилювачем потужності ПП, подається на реле РК, яке керує роботою виконавчого механізму ВМ і реле часу РЧ. Реле РЧ, спрацювавши з певною часовою затримкою τ , розряджає конденсатор С. Це призводить до зовнішнього реле РК й зупинки ВМ. В результаті на виході РК з'являються прямокутні імпульси зі сталою тривалістю τ і з частотою, пропорційною сигналовій помилці $e(t)$. За динамічними властивостями такий Р. і. близький до найпростішого лінійного астатичного регулятора

(І-регулятора), а за конструктивною простотою й надійністю — до 3-позиційного релейного регулятора. Імпульсний спосіб передавання інформації має підвищену завадозахищеність. Тому Р. і. застосовують у системах автомат. керування, в яких є провідний або радіотехнічний канал зв'язку. Прикладами таких систем є радіодоканційні станції супроводження, системи телекерування промисловими об'єктами і т. ін. В електроенергетиці дуже поширені широтно- і частотно-імпульсні регулятори напруги, частоти й актив-



1. Багатоканальний імпульсна система автоматичного регулювання: а — структурна схема; б — діаграма роботи імпульсних елементів; в — регулювальні величини; U_i — подавальні сигнали, e_i — сигнали помилки, u_i — керуючі дії ($i = 1, 2, \dots, N$).

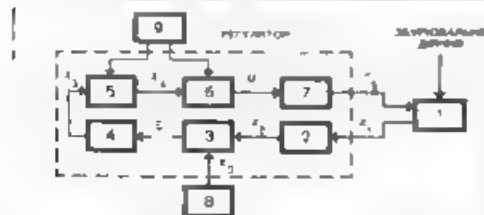
2. Блок-схема частотно-імпульсного регулятора

ної потужності. В СРСР серійно випускається великий асортимент пристроїв для одно- й багатоканального імпульсного та цифрового регулювання, напр., серія Р. і. типу РП1, електронна система багатоканального імпульсного регулювання типу МИР-63, пневматичні об'єкти пристроїв типу УМО-8 та УМО-16, що призначені для 8- і 16-канального імпульсного регулювання й випускаються в складі системи «СТАРТ», машини для централізованого контролю й багатоканального цифрового регулювання типу «ЭЛРУ», «Зенит», «Цикл-2», «АМУР», «МАРС-200Р» та ін.

Р. і. разом зі спец. логіко-обчисл. пристроями дають змогу створювати системи екстремального регулювання, призначені для автомат. підтримувати макс. (міні.) значення регульованої величини. Прикладами екстремальних Р. і. є частотно-імпульсний екстремальний регулятор «ЭРА-1» та екстремальний пневматичний Р. і. серії АРС (система «СТАРТ»). Літ. Цылик Я. З. Теория линейных импульсных систем. М., 1963 (Бібліогр. с. 926—963). Б о р

Ченхов М. А. (та ін.). Импульсные регуляторы на бесконтактных магнитных элементах М. 1988 (бібліогр. с. 119). Кошарский Б. Д. (та ін.) Автоматические приборы, регуляторы и управляющие машины Справочное пособие Л. 1988 Кундич В. М. Ченхов М. А. Нелинейные системы управления с частотной и широтно-импульсной модуляцией М. 1970 (бібліогр. с. 339-341).

РЕГУЛЯТОРИ НЕПЕРЕРВНОЇ ДІЇ — регулятори, в яких представлення вхідних і вихідних величин, а також виконання всіх обчислювальних операцій здійснюється в неперервній формі. В заг. випадку Р. н. д. складається з таких функціональних елементів (див мал.): вимірник 1 — вимірює фактичне значення регульованої величини x_1 , до його складу зазвичай входять чутливі елементи, які реагують на x_1 , і давачі, які перетворюють x_1 на інші фіз. величини x_2 , зяті як носії інформації в наступних блоках; порівнювальний пристрій 3 — визначає помилку розузгодження $e = x_0 - x_2$, його будують на підсумовувальних елементах; обчислювальний пристрій 4 — формує керуючий сигнал відповідно до прийнятого регулювання закону $x_3 = S(e)$, де S — оператор (в Р. н. д. для цього використовують різні функціональні перетворювачі, інтегральні, диференціальні й підсумовувальні підсилювачі; у складних системах можна застосовувати АОМ); підсилювачально-перетворювальний пристрій 5 — підсилює керуючий сигнал x_3 , до потрібної потужності i , коли необхідно, перетворює його на іншу фіз. природу для узгодження з виконавчим пристроєм (вибір типу і схеми підсилювача визначається типом керуючого сигналу, а також типом і потужністю виконавчого механізму); виконавчий механізм 6 — перетворює сигнал на виході підсилювачально-перетворювального пристрою x_4 на мех. переміщення в керуючого органа або самого керуемого об'єкта (при цьому використовуються або енергія самого керуемого сигналу, або енергія додаткового джерела 9); регулюючий орган 7 — елемент конструкції чи регулятора або самого об'єкта регулювання t , підхилення якого



Функціональна блок-схема регулятора неперервної дії.

x_2 безпосередньо впливає на об'єкт регулювання й приводить до зміни регульованої величини x_1 (напр., заслінка, яка перекриває подавання рідини); 8 — програмний пристрій.

Не обов'язково, щоб у конкретних Р. н. д. були всі вказані елементи. Так напр., у ре-

гуляторах прямої дії вимірний пристрій безпосередньо впливає на регулюючий орган. Разом з тим Р. н. д. бувають настільки складними, що окремі їхні елементи можуть мати в собі самостійні системи регулювання. Конструктивно Р. н. д. можна інколи виконувати у вигляді окремого блока, проте здебільшого складові елементи Р. н. д. розміщують у різних місцях регульованого об'єкта.

В заг. випадку модель математична Р. н. д. становить собою систему дифер. та алгебр. рівнянь, які зв'язують вхідні й вихідні величини, параметри регулятора, а також збурення, які діють на різні елементи регулятора. В цю модель складовою частиною входить і оператор формування керуючого сигналу $S(e)$ (закон регулювання).

Синтезують Р. н. д., виходячи з рівняння об'єкта регулювання, тобто на основі повної матем. моделі системи автомат. регулювання. Щоб зняти статичні й динамічні характеристики Р. н. д. для кращого узгодження його з об'єктом, в Р. н. д. передбачають різні види настроювань: настроювання чутливості у вимірних пристроях, настроювання коефіцієнта підсилення та ін. Ці настроювання можна здійснювати і вручну, й автоматично — залежно від вхідного діяння. Див. також *Автоматична уніфікована система, Регулятор електронний*.

Лит.: Основы автоматического регулирования, М., 1954 (бібліогр. с. 1088-1198). Мир пол К. А. Шичетин Л. Н. Автоматические регуляторы Справочные материалы. М. 1961 (бібліогр. с. 337). Вессерский В. А., Попов Е. П. Теория систем автоматического регулирования М., 1972 (бібліогр. с. 756-789).

РЕГУЛЯТОРИ ЦИФРОВІ — регулятори, в яких інформація про керуючий сигнал хоч в одному з блоків виражається в числовому коді і для обробки її використовують засоби цифрової обчислювальної техніки. Поява Р. ц. пов'язана з розвитком цифрових обчисл. пристроїв і застосуванням їх у системах автоматичного керування (САК) для різних цілей: розв'язування задачі регулювання при заданій програмі зміни регульованої величини, синтезу за певним алгоритмом самої програми зміни регульованої величини, реалізації різних алгоритмів самонастроювання тощо. Залежно від призначення САК і складності розв'язуваних нею задач цифрову техніку в САК можна представити у вигляді окремих обчисл. пристроїв, призначених для реалізації найпростіших алгоритмів, і у вигляді універсальних або спеціалізованих ЦОМ, що реалізують складні алгоритми. З різноманітних цифрових пристроїв, які бувають у САК, до Р. ц. відносять лише ті блоки та пристрої (цифрові й аналогові), що призначені для розв'язування задачі регулювання.

Дискретний аналог пропорційно-інтегр.-дифер. регулювання закону, який реалізує Р. ц., має вигляд

$$u(t) = K_1 e[kT] + K_2 \sum_{i=1}^n e[iT] + K_3 \{e[kT] - e[(k-1)T]\}$$

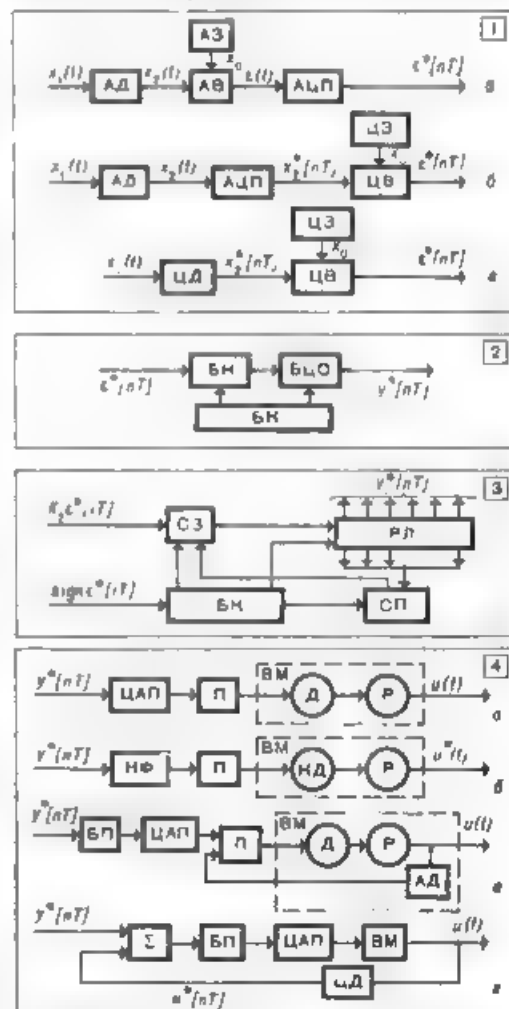
де $u(k)$ — вихідна величина регулятора (мєрувач діяння на об'єкт); $e(kT)$ — відхилення дійсного значення регульованої величини від заданого в моменті часу $T, 2T, \dots, nT$; K_1, K_2, K_3 — коефіцієнти.

У заг. випадку Р. ц. складається з вхідних пристроїв, обчислювача та вихідних пристроїв. Структура всіх цих пристроїв і структурна схема Р. ц. в цілому залежать від закону регулювання та способу його реалізації, від форми вхідного та вихідного сигналів і від інших факторів.

Вхідні пристрої Р. ц. являють собою сукупність блоків, призначених одержувати електр. сигнали, відповідні вимірюванню та заданому значенням регульованої величини, порівнювати ці величини й одержувати в цифровій формі сигнал e . У вхідному пристрої ці функції реалізуються такими блоками: дачачем регульованої величини (що перетворює неелектричну величину на електр.), заданальним блоком (що формує сигнал, відповідний заданому значенню регульованої величини), блоком відхилення (вихідний сигнал якого пропорційний відхиленню e). Вихідні сигнали дачача й блока задавання можуть бути представлені як аналогові або цифрові форми. В зв'язку з цим можна вказати три осн. типи структурних схем вхідного пристрою Р. ц. (мал. 1). Вхідний пристрій 1-го типу (мал. 1, а) застосовують переважно в одноканальних Р. ц. при використанні аналогових дачачів АД з вихідним сигналом у вигляді струму й напруги (АЗ — аналоговий блок задавання). У зв'язку з тим, що точність АД не перевищує 0,5%, до аналого-цифрового перетворювача АЦП, ввімкненого на виході аналогового блока відхилення АВ, вимоги щодо точності є невисокими, треба, щоб він віднавався стабільності нуля й лінійності статичної характеристики. Вхідний пристрій 2-го типу (мал. 1, б) замісно застосовувати в багатоканальних Р. ц., де можна використати один АЦП з почерговим підключенням до різних дачачів. Вхідні пристрої 3-го типу (мал. 1, в) використовують, в основному, в одноканальних Р. ц. Тут цифрові дачачі ЦД застосовують для вимірювання лише деяких фіз. величин, напри., лінійних та кутових переміщень (ЦЗ і ЦВ — відповідно цифрові блоки задавання й відхилення). Точність вимірювання регульованої величини такими дачачами дуже висока. Аналогові блоки, використовувані у вхідних пристроях Р. ц., в принципі можуть бути тими самими, що й в регуляторах неперервної дії.

Обчислювальні пристрої Р. ц. являють собою сукупність різних обчисл. блоків, запам'ятовувальних елементів та логіч. пристроїв, які забезпечують обчислення керуючого діяння відповідно до прийнятого закону регулювання. Обчисл. пристрій (мал. 2) включає блок настроювання БН, блок цифрових операторів БЦО і блок керування БК. БН призначено для зберігання коефіцієнтів настроювання K_1, K_2 , а в деяких випадках здійснює й множення відхилень на ці коефі-

цієнти. БК забезпечує послідовність роботи всіх блоків Р. ц. відповідно до прийнятого алгоритму; являє собою сукупність логіч. пристроїв, які формують послідовність командних імпульсів, що надходять на інші блоки. БЦО виконує осн. операції по обчисленню окремих складових закону регулювання. Залежно від способу кодування вхідної величини (число-імпульсний код, частотно-імпульсний код) існують різні варіанти схем обчислення складових закону регулювання. Всі ці схеми складаються з типових елементів цифрової обчисл. техніки: реверсивних лічильників, схем порівняння, схем переповнення та ін.



1. Структурні схеми вхідних пристроїв цифрового регулятора ($x_1(k)$ — вимірювана вхідна величина, x_2 — заданальне діяння шкелом «*» позначено сигнали у цифровій формі).

2. Функціональна схема обчислювального пристрою.

3. Структурна схема обчислювання інтегральної складової.

4. Структурна схема вихідних пристроїв цифрового регулятора.

Для прикладу на мал. 3 наведено структурну схему обчислення інтегральної складової закону регулювання

$$u_i^*[nT] = K_2 \sum_{j=1}^n e^*[jT]$$

у випадку, коли відхилення представлено в число-імпульсному коді. Ця схема складається з резервного лічильника РЛ і ряду логісхем. На вхід лічильника надходять число-імпульсний код, який несе інформацію про величину $K_2 e^*[jT]$, і сигнал про знак відхилення. Сигнал $K_2 e^*[jT]$ подається до входу лічильника (або віднімається від нього залежно від знака відхилення). Таким чином, на лічильнику загромаджується сума

$$K_2 \sum_{j=1}^n e^*[jT],$$

виражена в дайковому паралельному коді. Щоб уникнути переповнення лічильника і «перекидання» його в нульовий стан, впроваджують схему обмеження, яка в цьому разі складається зі схеми збігу СЗ і двох схем переповнення СП (одна працює при підсумовуванні, друга — при відніманні). В момент, коли в усіх розрядах лічильника одиниця, схема переповнення спрацює і замкне схему збігу. Очевидно, в разі переповнення інтегральна складова обчислюватиметься неточно.

Вихідні пристрої Р. д. (мал. 4) являють собою сукупність блоків та пристроїв, за допомогою яких здійснюється вплив на регульований об'єкт відповідно до вихідного сигналу обчисл. пристрою. До вихідних пристроїв належать: цифро-аналогові перетворювачі ЦАП, блоки пам'яті БП, відсілювачі П, виконавчі механізми ВМ різних типів. Ці блоки можуть являти собою конструктивно незалежні пристрої або входить до складу інших пристроїв, які суміщують виконання кількох функцій. У вихідних пристроях, наведених на мал. 4, а і 4, б, застосовують інтегрувальні ВМ — електр. двигуни постійного (або змінного) струму Д або крокові двигуни КД (скрізь Р — редуктор). У схемі на мал. 4, а ЦАП у моменти $t = T, 2T, \dots, nT$ перетворює керуючий сигнал $u^*[iT]$ на пропорційне значення тривалості імпульсу τ_i . Протягом інтервалів часу τ_i двигун підіймається до зовн. джерела енергії. При використанні крокового двигуна доцільно, щоб цифрова частина регулятора видавала сигнал $u^*[iT]$ у число-імпульсному коді. В цьому разі система керування кроковим двигуном складається з комутатора фаз КФ і підсилювача П. На мал. 4, а, б наведено структурні схеми вихідних пристроїв пропорційного типу, в яких вихідна координата $x(t)$ пропорційна величині сигналу $u^*[iT]$. Пропорційність забезпечується впровадженням зворотного зв'язку за положенням вихідної координати виконавчого органу. У випадку, зображеному на мал. 4, а, зворотний зв'язок охоплює тільки аналогову частину. Сигнал з аналогового датча АД алгебрично підсумовується на вході підсилювача

з сигналом ЦАП. Точність такої системи можна довести до 0,5—1% при використанні загальнопромислових ВМ. У системі, зображеній на мал. 4, б, для одержання сигналу зворотного зв'язку за положенням використовують цифровий датчак або підсилювач аналогового датча з аналогово-цифровим перетворювачем. Ці системи можуть відзначатися високою точністю й швидкодією.

Для того щоб представити сигнал у цифровому коді, в Р. д. здійснюється квантування сигналу за рівнем і часом. Квантування за рівнем робить систему з Р. д. нелінійною, а квантування за часом — імпульсною. Для аналізу й синтезу систем керування в Р. д. застосовують методи теорії імпульсних та нелінійних систем.

Р. д. широко застосовують у таких системах, де неможливо або нецільно застосовувати регулятори інших типів, зокрема *регулятори неперервної дії*. До таких систем належать системи керування процесами, інформацію про стан яких можна одержати в дискретні моменти часу, а також системи, в яких регулююче діяння здійснюється в дискретні моменти часу (напр., операції зважування, дозування, робота зі складними вимірювальними установками тощо); системи керування високої точності, в яких для вимірювання регульованої величини використовують високоточні цифрові й частотні датчі; системи керування процесами, спостереження за станом яких здійснюється шляхом централізованого контролю (вихідні сигнали систем централізованого контролю, а також сигнали в різних інформаційних машинах авіаційно видаються у цифровій формі в дискретні моменти часу); системи керування повільнозмінними процесами, для яких необхідно забезпечити велику сталу часу інтегрування й здійснити операцію диференціювання повільнозмінних величин.

Успіхи в створенні малогабаритних ЦОМ (міні-ЦОМ) дали змогу широко використати їх у системах автоматичного регулювання. В цих системах міні-ЦОМ виконують усі обчисл. та логіч. операції, пов'язані з синтезом програм і регулюванням законів.

Лит. Круг Е. К., Александров Т. М., Дилигенский С. Н. Цифровые регуляторы. М.: 1966 (бібл. гл. 493—499). Ту Ю. Т. Цифровые и импульсные системы автоматического управления. Пер. с англ. М., 1964.

В. Г. Гришутин, О. М. Пашченко.

РЕДАГУВАННЯ ДАНИХ — введення форми подання даних до виду, зручного для використання. Р. д. здійснюється здебільшого при наданні їх до друку. Типовими діями Р. д. є усунення провідних (незначущих) нулів у числі, вставляння позначень грошових одиниць або спец. розділювачів (напр., пробілів або розділових знаків), зміна числа формату і т. ін. Р. д. може здійснюватися за допомогою спец. програм обслуговувальних, а також використання спец. засобів, що є в багатьох нових програмуваннях. М. Г. Зайцев.

РЕЖИМ ПЕРІОДИЗАЦІЇ — режим роботи електронних аналогових обчислювальних машин, що полягає в багатократному моделюван-

ні того самого процесу з невеликими змінами якихось його параметрів. Р. п. дає змогу одержати ціле сімейство розв'язків, оцінити вплив окремих параметрів і вибрати з цих розв'язків оптимальний. Сучасні АОМ мають спец. пристрої, що дають змогу автоматизувати роботу в Р. п. і одержувати від одного до тисячі повних розв'язків за 1 сек. Використання аналогових пристроїв дає змогу поєднувати розв'язування в Р. п. з застосуванням аналогових засам'ятовувальних пристроїв і гібридних аналогових цифрових пристроїв для автомат. змілювання програм (див. *Гібридна обчислювальна машина*). Це забезпечує можливість автоматично приймати логіч. рішення в процесі обчислень і використати ітераційні програми для реалізації складних методів оптимізації параметрів і законання статистичних розрахунків.

РЕЖИМ РОЗПОДІЛУ ЧАСУ — режим роботи обчислювальної машини (системи), коли багато споживачів одночасно працюють за своїми індивідуальними пультами (терміналами). Пульти можна встановлювати на певній відстані від машини в місцях, найзручніших для споживача. При цьому в кожного споживача створюється ілюзія одноособового контакту з машиною великої обчисл. потужності. *Операційна система* (див. *Обробка інформації в режимі розподілу часу*) планує виконання завдань споживачів і розподіляє наявні в системі ресурси для організації Р. п. ч. При цьому час центр. процесора звичайно ділиться між споживачами, які працюють, шляхом періодичного надання кожному з них невеликого відрізка часу. Кожному споживачеві виділяють і певний обсяг зовн. пам'яті, в якому організується його індивідуальна бібліотека програм та інформаційних масивів. В Р. п. ч. споживач може ввести нову задачу або новий інформаційний масив в індивідуальну бібліотеку, дати вказівку вилучити частину інформації з цієї бібліотеки, дати вказівку розв'язати одну з своїх задач, використати бібліотеку програм спільного користування, що є в системі; одержувати різні довідки про можливість системи і наявність тих чи інших програм у інших споживачів.

Літ. Системи з розподіленням часу. Пер. с англ. М., 1969. Бертон Ж., Ріту М. Р. у. ж. не Ж. Работа ЭВМ с разделением времени. Пер. с франц. М., 1972. Д. О. Пестіков.

РЕКУРСИВНІ ФУНКЦІЇ — клас функцій, введений як уточнення класу обчислюваних функцій. У математиці загальноприйнятою є теза, що клас функцій, для обчислення яких існують алгоритми, при найширшому розумінні поняття *алгоритму* збігається з класом Р. ф. (див. *Черча теза*). У зв'язку з цим Р. ф. відіграють важливу роль у математиці й застосуваннях її, насамперед, у *теорії математичній*, основах математики й *гібридизації*, як ефективно обчислених функцій. Лише такі функції обчислюють на ЦОМ та інших цифрових обчисл. пристроях. Коли вводять клас ефективно обчислених функцій, постає, природно, питання про уточнення класу конструктивних об'єктів, на яких ці функції визначено.

Клас усіх таких об'єктів дуже обширний і малодоступний для огляду. Разом з тим метод арифметизації (див. *Арифметизація математичних*), запропонований австр. математиком К. Геделем (п. 1906), дозволяє всі такі об'єкти легко звести до натуральних чисел. Тому Р. ф. введено як функції, визначені на множині натуральних чисел, і як такі, що набувають значення із цієї самої множини. Перенесення поглядів і методів, розроблених в теорії Р. ф., на функції, визначені на складніших конструктивних множинах (множини всіх певного алфавіту, формул певної теорії, графік тощо), не становить принципових труднощів.

Введемо поняття, необхідні для матем. визначення класу Р. ф. Скорізь у подальшому під функцією розумітимемо саме таку функцію, яку визначено на множині натуральних чисел і значеннями якої є натуральні числа. Нехай ϕ -ція $g(x)$, $O^n(x_1, \dots, x_n)$ і $I_m^n(x_1, \dots, x_n)$, ($n \geq m$) набувають (за визначенням) таких значень: $g(x) = x + 1$; $O^n(x_1, \dots, x_n) = 0$; $I_m^n(x_1, \dots, x_n) = x_m$. Кажуть, що ϕ -ція $g(x_1, \dots, x_m)$ виникає з ϕ -цій $f(x_1, \dots, x_n)$, $f_1(x_1, \dots, x_m), \dots, f_n(x_1, \dots, x_m)$ суперпозицією, якщо $g(x_1, \dots, x_m) = f(f_1(x_1, \dots, x_m), \dots, f_n(x_1, \dots, x_m))$. Функція $f(x_1, \dots, x_{n+1})$ виникає з ϕ -цій $g(x_1, \dots, x_n)$, $h(x_1, \dots, x_{n+2})$ примітивною рекурсією, якщо для всіх натуральних значень x_1, \dots, x_n у насмо

$$f(x_1, \dots, x_n, 0) = g(x_1, \dots, x_n);$$

$$f(x_1, \dots, x_n, y+1) =$$

$$= h(x_1, \dots, x_n, y, f(x_1, \dots, x_n, y)).$$

Позначимо через $\mu_f(f(x_1, \dots, x_{n-1}), y) = x_n$ найменше значення α , для якого $f(x_1, \dots, x_{n-1}, \alpha) = x_n$. Вважатимемо, що $\mu_f(f(x_1, \dots, x_{n-1}), y) = x_n$ не визначено, якщо: 1) значення $f(x_1, \dots, x_{n-1}, \alpha)$ визначено для всіх $y < \alpha$, але вони відрізняються від x_n , а значення $f(x_1, \dots, x_{n-1}, \alpha)$ не визначено ($\alpha = 0, 1, 2, \dots$) або 2) значення $f(x_1, \dots, x_{n-1}, \alpha)$ визначено для всіх $\alpha = 0, 1, 2, \dots$ і що вони відрізняються від x_n . Отже, значення $\mu_f(f(x_1, \dots, x_{n-1}), y) = x_n$ є функцією $g(x_1, \dots, x_n)$ від змінних x_1, \dots, x_n . Кажуть, що цю ϕ -цію одержано з ϕ -цій $f(x_1, \dots, x_{n-1}, y)$ за допомогою операції мінімізації. ϕ -цію наз. примітивною рекурсивною, якщо її можна одержати з ϕ -цій $g(x)$, $O^n(x_1, \dots, x_n)$ і $I_m^n(x_1, \dots, x_n)$ скінченною кількістю операцій суперпозиції й примітивної рекурсії; частково рекурсивною — якщо її одержано з зазначених ϕ -цій за допомогою скінченної кількості операцій суперпозиції, примітивної рекурсії й мінімізації. Всюди визначену часткову Р. ф. наз. загальнорекурсивною.

Р. ф. як еквівалент поняття ефективно обчислюваних ф-цій з моменту введення їх інтенсивно досліджували. Передусім у класі всіх Р. ф. було виділено й вивчено підкласи простіших ф-цій — примітивно рекурсивні, елементарні за Л. Кільмаром та інші. Доведено, що клас загальнорекурсивних ф-цій ширший за клас примітивно рекурсивних: існують загальнорекурсивні ф-ції, які не є примітивно рекурсивними. Очевидно, що клас частково Р. ф. ширший за клас загальнорекурсивних ф-цій. Доведено також теорему про те, що будь-яку частково Р. ф. можна представити у вигляді $g(x_1, \dots, x_k) = \varphi(\mu_z(f(x_1, \dots, x_k, z) = 0))$, де φ і f — примітивно Р. ф., тобто, щоб одержати будь-яку частково Р. ф., оператор μ можна застосовувати не більше, як один раз.

Робили спроби класифікувати Р. ф. Класифікацію примітивно Р. ф. здійснив польський математик А. Гжегорчик (в. 1922), а класифікацію, основувану на понятті відносності (в алгоритмічній теорії), — амер. математик Е. Пост (1897—1934).

Досліджували також алгебри Р. ф.: на множині Р. ф. визначали ті чи інші операції, відносно яких множини ф-цій утворювали універсальні алгебри. За такі операції вибирали операції суперпозиції (*), додавання (+), а також операцію обернення f^{-1} , визначену схемою $f^{-1}(x) = \mu y(f(y) = x)$, й операцію ітерації i , визначену схемою $g(0) = 0$; $g(x+1) = f(g(x))$. Нехай

$$i(x) = x + 1,$$

$$g(x) = \begin{cases} x - \lfloor \sqrt{x} \rfloor, & \text{якщо } x > \lfloor \sqrt{x} \rfloor^2 \\ 0 & - \text{в протилежному разі,} \end{cases}$$

де $\lfloor \alpha \rfloor$ означає макс. ціле число, що не перевищує α . Доведено, що всі одноаргументні примітивні Р. ф. і тільки їх можна одержати з ф-цій $g(x)$, $g(x)$ скінченною кількістю операцій додавання, суперпозиції й ітерації. Аналогічно кожну загальнорекурсивну ф-цію можна одержати з ф-цій $x(x)$, $g(x)$ скінченною кількістю операцій додавання, суперпозиції й обернення, причому останню виконують тільки тоді, коли результатом її є висхідна визначена ф-ція. А якщо зняти це обмеження, то в такий спосіб можна одержати всі одноаргументні частково Р. ф.

Вивчено, гол. чин., три алгебри:

$$\mathcal{U}_{\text{пр}} = \langle F_{\text{пр}}, +, \circ, i \rangle, \quad \mathcal{U}_{\text{чр}} = \langle F_{\text{чр}}, +, \circ, -1 \rangle,$$

$$\mathcal{U}_{\text{зр}} = \langle F_{\text{зр}}, +, \circ, -1 \rangle,$$

де $F_{\text{пр}}$, $F_{\text{чр}}$, $F_{\text{зр}}$ — множини всіх одноаргументних примітивно Р. ф., частково Р. ф. і загальнорекурсивних ф-цій. Вивчали найприродніші питання: наявність скінченних базисів, прикладів підалгебр, описання макс. підалгебр, тобто таких підалгебр, які не містяться в жодній іншій власній підалгебрі самих алгебр, ізоморфізми й автоморфізми підалгебр, конгруенції на підалгебрах, питання скінченної визначеності алгебри та ін.

Разом з визначенням Р. ф. широко визначають рекурсивні предикати й пов'язані з ними множини — підмножини множини натуральних чисел. Множину A наз. рекурсивною перелічною, якщо вона або пуста, або з множиною значень якоїсь Р. ф. Множину A наз. рекурсивною, якщо її характеристична ф-ція є рекурсивною.

Слушні є такі твердження: 1) в кожній нескінченній рекурсивно перелічній множині є рекурсивно перелічна підмножина з неперелічним доповненням; 2) ф-ція $f \in R$ ф. тоді й тільки тоді, коли графік її, тобто множина пар виду $(x, f(x))$, є рекурсивно перелічною; 3) множина A рекурсивна тоді й тільки тоді, коли вона й доповнення її рекурсивно перелічні; 4) якщо A й B — рекурсивно перелічні множини, то $A \cap B$ і $A \cup B$ також рекурсивно перелічні; 5) для кожної нескінченної рекурсивно перелічної множини A існує Р. ф., визначена на якійсь підмножині цієї множини, й не продовжувана до Р. ф., визначеної на всій A . Результати, сформульовані в пп. 1 й 5, лежать в основі доведень нерозв'язності багатьох масових матем. проблем. Метод арифметизації мови, тобто представлення формул мови числення предикатів варіантної натуральних чисел, дав змогу так визначити розв'язність формальної теорії: теорія T є розв'язною, якщо множина номерів її теорем є рекурсивною (див. Елементарні теорії, Нерозв'язні алгоритмічні проблеми).

Виходячи з рекурсивних множин і предикатів, амер. математик С. Кліні (в. 1904) і польський математик А. Мостовський (в. 1913) побудували незалежно один від одного ієрархію множин і предикатів, у якій до найнижчого класу належать рекурсивні множини й загальнорекурсивні предикати, а вищі класи класифіковані за видом кванторної приставки їхніх вищів (див. Арифметична й аналітична ієрархія).

Функцію $U^{n+1}(t, x_1, \dots, x_n)$ наз. універсальною для класу n -аргументних ф-цій F , якщо за будь-якого $t = 0, 1, 2, \dots, U(t, x_1, \dots, x_n) \in F$ й будь-якої ф-ції $f(x_1, \dots, x_n) \in F$ знайдеться i таке, що $f(x_1, \dots, x_n) = U(t, x_1, \dots, x_n)$. Одним з найважливіших положень у теорії Р. ф. є теорема про існування для будь-якої n частково Р. ф. універсальної для класу всіх частково Р. ф. Нехай $U(t, x) =$ двоаргументна частково Р. ф., універсальна для класу всіх одноаргументних частково Р. ф. Нехай $f(x) = U(t, x)$. Число t назвемо номером ф-ції $f(x)$ відносно універсальної ф-ції $U(t, x)$. Очевидно, що одна й та сама ф-ція може мати багато номерів. Існує така двоаргументна універсальна частково Р. ф. $K(t, x)$, т. з. клінівська універсальна ф-ція, що справджуються такі теореми: 1) теорема про нерухому точку: якщо б не була частково Р. ф. $g(x)$, існує таке число x , що $x = g(x)$ — номери однієї й тієї самої функції існує Р. ф., яка за номером ф-ції $g(x)$ дає відповідне x ; 2) якщо $\sigma \rightarrow$

непусте сімейство одноаргументних частково Р. ф., відмінне від сукупності всіх таких ф-цій, то множина всіх номерів ф-цій, які належать σ , не може бути рекурсивною.

Тут розглянуто лише одну нумерацію Р. ф., здійснювану за допомогою класичної універсальної ф-ції. Вивчення різних властивостей різних нумерацій є предметом нумераційної теорії. Теорія Р. ф. є широко розробленою матем. дисципліною, яка становить ядро теорії алгоритмів. Широко вивчають зв'язки теорії Р. ф. з програмуванням ЦОМ і автоматів теорією.

Лит.: Успешный В. А. Лекции о вычислимых функциях. М., 1960 (Библиогр. с. 475-481). Матвеев А. И. Алгоритмы и рекурсивные функции. М., 1965 (Библиогр. с. 375-381). Захаров Д. А. Рекурсивные функции. Новосибирск, 197 (Библиогр. с. 201-241). Роджерс Х. Теория рекурсивных функций и эффективная вычислимость. Пер. с англ. М., 1972 (Библиогр. с. 547-589). Эббс-Хьюз Г. Д. [и др.] Машинный язык и рекурсивные функции. Пер. с нем. М., 1972. М. И. Краткое

РЕЛЕВАНТНІСТЬ ДОКУМЕНТА (англ. relevance, relevancy — доречність) — семантична відповідність двох текстів, зокрема, відношення між текстами інформаційного запиту й документа, що відповідає на цей запит. Р. д. є найважливішим поняттям теорії пошуку інформації автоматичною, бо метою останньої є алгоритми. виявлення в масиві документів саме тих, які релевантні даному запиту. Слід відрізняти поняття Р. д. від поняття пертинентності (англ. pertinence, pertinency — доречність, зв'язок, відношення), яке означає відповідність документа інформаційній потребі, що її не може бути точно виражено в тексті інформаційного запиту. Автомат. визначення відношення Р. д. й запиту в інформаційно-пошуковій системі (ІПС) досягається шляхом алгоритм. порівнювання пари: пошуковий образ документа — пошуковий вираз. У цьому алгоритмі пошуку реалізується адекватувальний в ІПС примірник семантичної відповідності. Оцінки ефективності роботи ІПС ґрунтуються на порівнюванні результатів такого алгоритм. пошуку з результатами визначення Р. д.; це здійснюють спеціалісти, переглядаючи підряд усі документи масиву. Н. О. Степанова.

РЕЛЕЙНА КОРЕЛЯЦІЙНА ФУНКЦІЯ — функція, що характеризує міру зв'язку між значеннями випадкового процесу $x(t)$ в момент часу t_1 і знаком цього випадкового процесу $\text{sgn}[x(t)]$ в момент часу t_2 . У цьому разі її наз. *релейною автокореляційною функцією*. Функцию, що характеризує міру зв'язку між значеннями випадкового процесу $x(t)$ в момент часу t_1 і знаком іншого випадкового процесу $\text{sgn}[y(t)]$ в момент часу t_2 , наз. *релейною взаємною кореляційною функцією* процесів $x(t)$ і $y(t)$. Ці Р. к. ф. описують відповідно вирази:

$$\begin{aligned} R_{xx}(t_1, t_2) &= M\{[x(t_1) - \\ &- m_x(t_1)] \text{sgn}[x(t_2) - m_x(t_2)]\} \\ R_{xy}(t_1, t_2) &= M\{[x(t_1) - \\ &- m_x(t_1)] \text{sgn}[y(t_2) - m_y(t_2)]\} \end{aligned}$$

де M — символ операції математичного сподівання, $m_x(t)$ і $m_y(t)$ — матем. сподівання процесів $x(t)$ та $y(t)$. Релейні автокореляційна та взаємна кореляційна ф-ції ергодичних стаціонарних і стаціонарно пов'язаних процесів (див. *Ергодична теорія*) є функціями різниці аргументів $\tau = t_2 - t_1$. Їх можна обчислити шляхом усереднення за часом однієї реалізації, тобто відповідно:

$$R_{xx}^*(\tau) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{2T} \int_{-T}^{+T} \dot{x}(t) \text{sgn}[\dot{x}(t + \tau)] dt$$

$$R_{xy}^*(\tau) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{2T} \int_{-T}^{+T} \dot{x}(t) \text{sgn}[y(t + \tau)] dt,$$

де $\dot{x}(t) = x(t) - m_x(t)$, $\dot{y}(t) = y(t) - m_y(t)$ — центровані значення розглядуваних випадкових процесів. Для випадкових процесів $x(t)$ та $y(t)$ в нормальним спільним розподілом залежність між релейними і звичайними взаємними кореляційними ф-ціями передається так:

$$R_{xy}^*(\tau) = \sqrt{\frac{2}{\pi}} \rho_{xy}(\tau) \sigma_x,$$

де $\rho_{xy}(\tau)$ — значуща нормована взаємна кореляційна ф-ція процесів $x(t)$ та $y(t)$, σ_x — середній квадратичний відхил процесу $x(t)$.

Р. к. ф. використовують у радіотехніці, зв'язку і в практиці автомат. керування. Їх обчислюють за допомогою значно простіших апаратних методів, ніж звичайні кореляційні функції.

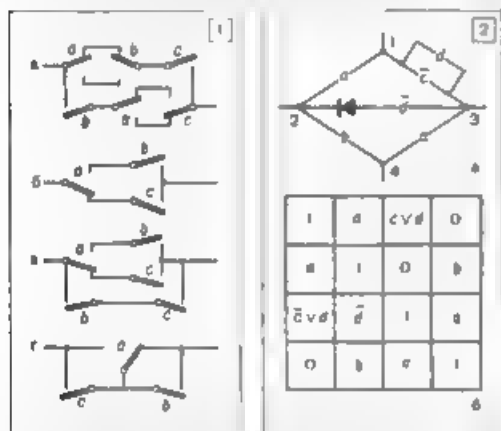
Лит.: Івахненко О. Г. Кореляційні методи в кібернетичних системах автоматичного управління. «Автоматика», 1960, 24. Івахненко А. Г. Техническая кибернетика. К., 1962 (Библиогр. с. 412-416). Козубовський С. Ф. Загальна теорія квантування за різницею та її застосування до неперервної кореляції. «Автоматика», 1963, 24. 1. С. Ф. Козубовський.

РЕЛЕЙНО-КОНТАКТНИХ СХЕМ ТЕОРІЯ — розділ структурної теорії автоматів, у якому вивчаються структурні властивості, а також питання аналізу, синтезу й перетворення електричних схем (міл), побудованих з контактів реле або інших перемикачів, що можуть перебувати лише в одному з двох станів: розімкненому чи замкненому. Р.-к. с. т. розвивається з 30-х рр (СРСР, Японія та США). У ранніх працях показано однозначну відповідність між функціями алгебри логіки (див. також *Перемикальні функції*) і паралельно-последовательними (класу П) схемами контактними. В заг. вигляді проблеми Р.-к. с. т. сформульовано 1945-50 у працях рад. вченого М. О. Гаврилова (н. 1903). У цих працях розглядалися вже схеми з містковими з'єднаннями (класу Н) та реагуючими органами реле-обмотками. В подальшому методи Р.-к. с. т. було поширено й на безконтактні (електронні та інші) схеми релейної дії.

Нехай змінний x_i відповідає замикальний, а \bar{x}_i інверсії (запереченню) \bar{x}_i — розмикальний

контакт реле X_i ; операторам диз'юнкції та кон'юнкції — відповідно паралельне і послідовне з'єднання контактних кіл. У цьому випадку істинність або хибність функції відповідають замкненому або розімкненому станам кола при заданих станах реле схеми (якщо реле X_i не працює, то $x_i = 0$ і $\bar{x}_i = 1$; а якщо працює, то $x_i = 1$ і $\bar{x}_i = 0$).

Кожній формулі алгебри логіки $z = f(x_1, \dots, x_n)$, записаній з використанням операторів кон'юнкції, диз'юнкції і заперечення та ду-



1. Релейно-контактні схеми, які реалізують функції: $f = \{3, 4, 5, 7\}$: а) $f = (ab \vee ab) \vee c \vee b$ ($ac \vee ac$), б) $f = ab \vee ac \vee a$, в) $f = ab \vee ac \vee ac$, г) $f = (a \vee c)(a \vee b)$.

2. Місткова контактна схема з вентилем (а) і структурна матриця цієї схеми (б)

жок, однозначно відповідає певне контактне коло. Формулу алгебри логіки, зставлену в такий спосіб з релейно-контактним колом, наз. структурною формулою цього кола. Перетворюючи структурні формули за законами алгебри логіки, одержуємо нові схеми, неоднакові за структурою (типом і кількістю контактів та з'єднань їх), але рівносильні за дією (за структурною провідністю — станами кола при кожному наборі станів реле). Напр., на мал. 1 подано чотири варіанти тієї самої схеми. Кількість букв у формулі дорівнює кількості контактів у схемі. Інверсування структурної формули приводить до схеми, протилежної за дією (замкненої в станах, коли вихідне коло розімкнене, і навпаки).

Структура місткової контактної схеми (класу Н), як і структура багатополюсної схеми, описується квадратною структурною матрицею (матрицею безпосередніх провідностей) $M = \{\varphi_{ij}\}$, в якій рядки й стовпчики відповідають полюсам схеми і тим її вузлам, що до них підімкнено місткові елементи. Входящими φ_{ij} в структурні формули кіл між вузлами i та j , що не проходять через інші пронумеровані вузли. При цьому $\varphi_{ii} = 1$, а якщо між вузлами немає безпосереднього кола, то $\varphi_{ij} = \varphi_{ji} = 0$. Якщо схема складається тільки

з контактів, то $\varphi_{ij} = \varphi_{ji}$, і матриця є симетричною відносно головної діагоналі. За наявності в колі між вузлами i та j вентилів $\varphi_{ij} \neq \varphi_{ji}$, і матриця — несиметрична. На мал. 2, б зображено матрицю для схеми мал. 2, а. Якщо в структурній матриці викреслити стовпчик i та рядок j , то елементами $\{A_{ij}\}$ відповідатиме колові від вузла i до вузла j . При розвиненні структурного визначника всі члени треба взяти зі знаками \vee . В результаті цього одержують структурну формулу f_{ij} еквівалентного кола класу П між вузлами i та j . Якщо в вентилі, то $f_{ij} \neq f_{ji}$. Для схеми мал. 2, а, напр., одержимо:

$f_{14} = a(b \vee c \vee d) \vee c \bar{a} \bar{b}$; $f_{41} = a$. Найважливішими напрямками Р.-к. с. т. є синтез схем — побудова структур за заданими умовами роботи з врахуванням ряду вимог та обмежень на застосування реле, та аналіз — визначення умов роботи схеми за П структурою. Особливістю синтезу є те, що одна й та сама умова роботи реалізується теоретично нескінченним числом структур, які відрізняються одна від одної кількістю контактів, розподілом їх по реле та порядком з'єднань; при цьому в заг. випадку немає методу (крім переборування) визначення мінімальності структури. Умови роботи контактної кола звичайно неоднозначні.

Умови роботи кола задають, як правило, переліком станів пристрою, в яких кожне коло повинне бути або замкненим (обов'язкові, або робочі, стани), або розімкненим (заборонні стани), або може бути замкненим (умовні стани). Ці умови записують або в табл. в 2^n рядках, в правій частині якої для кожного кола відводиться стовпчик, де проставляють потрібні значення (0, 1 чи \sim для умовних станів), або передіком номерів обов'язкових (η_j) та умовних (μ_j) станів для кожного кола: $f_i = \{ \eta_1, \dots, \eta_r, (\mu_1, \dots, \mu_s) \}$. За s умовних станів можуть бути 2^s різних реалізацій, які відрізняються одна від одної довизначеннями. Треба, щоб шукана функція f_i задовольняла нерівності: $\{ \eta_1, \dots, \eta_r \} \leq f_i \leq \{ \eta_1, \dots, \eta_r, \mu_1, \dots, \mu_s \}$. Щоб перетворити функції з умовними членами, застосовують апарат перетворення рівнозначностей. Рівнозначність, записана символом $f = \frac{u}{w}$, означає, що за даних

умов функції (кола) u та w рівноцінні, і можна взяти будь-який розв'язок, що задовольняє нерівності: $uw \leq f \leq u \vee w$. Зокрема, можна взяти: $u, w, uw, u \vee w$.

Існуючі методи мінімізації логіч. функцій дають змогу знайти функцію з мінім. кількістю букв у нормальній диз'юнктивній чи дуктивній формі, що відповідає структурі з мінім. кількістю контактів у класі П для кожного кола. Але це не гарантує мінімальності окремих кіл не гарантує мінімальності схеми в цілому. Для побудови схем класу Н і багатополюсних схем за структурними ф-лами можна використати метод багатополюсного паралельного чи

послідовного з'єднання, що його розробив М. О. Гаврилов, або матричні методи рад. математиків А. Г. Луица (в. 1916), М. Л. Цетліна (1924—86) та ін. Але при цьому немає критерію мінімальності схеми. Більш регулярним методом побудови багатошлюхових схем класу II є графічний метод, який ґрунтується на послідовному введенні в схему перемикальних контактів реле з найбільшим номером, який відповідає перетворенню наборів номерів і з'єднанню кіл в несуперечливіми (збіжними) наборами. Структура схеми при цьому залежить від порядку нумерації реле. Перебравши всі варіанти, можна вибрати схему з мінім. кількістю контактів в одержаному класі (з регулярним розміщенням контактів реле). В ряді випадків зменшення кількості контактів у схемі класу II можна досягти, застосовуючи вентилі. За всіма цими методами можна визначити місце вмикання вентилів для зменшення кількості контактів. Гранічно застосування вентилів дає змогу звести кількість контактих пружин на кожному реле до трьох (тієї самої перемикальної контактною групою), але при цьому можуть змінитися часові і енерг. показники схеми. Структуру обирають техніко-економічними порівняннями. Дальшим розвитком Р.-к. с. т. стало створення методів синтезу схем, які містять, крім контактів, ще й обмотки реле, резистори й конденсатори, а це в деяких випадках дає змогу зменшити кількість контактів у схемі. Аналогічно цьому, використавши багатообмоткові реле, іноді можна різко зменшити кількість контактів у колах, які впливають на ці реле. Застосування параметричних залежностей (напр., зміни сили струму в колах) також зумовлює зменшення кількості контактів та зв'язків між окремими частинами схеми. При цьому використовують апарат *логіки безадресності*. Для мішаних схем, які містять контакти й обмотки, є ряд рівносильних перетворень, аналогічних перетворенням алгебри логіки. При цьому, на відміну від контактих схем, інверсування приводить до схеми, рівносильної за дією. Структурний аналіз схеми полягає у визначенні умов роботи схеми за її структурою, а іноді й у з'ясуванні можливості спростити схему. Для аналізу схеми класу II складають її структурну ф-лу, яку потім перетворюють у диз'юнктивну (ДНФ) або кон'юнктивну (КНФ) нормальну форму. Кожен доданок ДНФ показує, при яких станах реле (якщо символ в інверсію — при відпущеному стані, без інверсії — в робочому) коло буде замкненим, а кожний співмножник КНФ показує, при яких станах воно буде розімкненим. Якщо структурну ф-лу можна спростити, це свідчить про наявність зайвих контактів. Для аналізу схеми класу II знаходять структурну ф-лу еквівалентної схеми з класу II за структурною матрицею або послідовно розкладаючи схему за початковими чи кінцевими елементами на ряд кіл класу II.

У мішаних схем, що містять обмотку A реле, умови f_A роботи цього реле можна знайти за структурними ф-лами схеми $F_{(A-1)}$ із замкне-

нням та $F_{(A-0)}$ розімкненням полюсами, до яких підімкнено обмотку A , з виразу: $f_A = F_{(A-1)} \cdot F_{(A-0)}$. Аналізуючи схеми з багатообмотковими реле чи з параметричними залежностями, треба враховувати взаємодії між окремими обмотками і між обмотками та іншими елементами схеми.

Окремий розділ Р.-к. с. т. присвячено вивченню поведінки схем у перехідні періоди (при спрацюванні чи відпусканні реле). В ці періоди окремі контакти реле можуть змінювати свої стани не одночасно (т. в. змагання контактів). Внаслідок цього може на короткий час порушитися стан кола, що може призвести до порушення правильної роботи пристрою. Так, схеми, описувані рівносильними структурними ф-лами: $f = ab \vee \bar{a}c = ab \vee \bar{a}c \vee \bar{b}c = (a \vee c)(a \vee \bar{b}) = (a \vee c)(\bar{a} \vee \bar{b}) \times (b \vee c)$, у статичних станах працюють однаково. А в періоди зміни стану реле A в першій з цих схем може статися обрив (якщо реле B та C працюють), а в третій — замикання (якщо B та C не працюють) кола. Щоб описати поведінку схеми в перехідний період, можна використати трізначну логіку, в якій значення $x = F = 1/2$ приписується контактам реле C , що змінив свій стан. Це значення інтегрують як певну значеність. Змагання контактів усувають або за допомогою контактів з фіксованою послідовністю роботи (напр., перехідний контакт реле A в схемі мал. 1, б), або вводячи спец. перекривні кола (перехід до другої або четвертої схем наведеного прикладу, пор. схеми мал. 1, б та 1, в). Аналогічні проблеми виникають і під час змагання реле. В цьому разі змагання можна усунути й дібравши часові характеристики реле чи змінивши послідовність їхньої роботи.

Лит. Гаврилов М. А. Теорія реледно-контактних схем. М., 1956. (Бібліогр. с. 298, 399). Роганський В. Н. Построение релейных схем управления. М., 1964. (Бібліогр. с. 413, 421). Ершова Э. В., Роганський В. Н., Сугозовиц Н. Б. Основы релейной автоматики. М., 1969. (Бібліогр. с. 175, 176). Маркович А. Я., Пискер М. Н. Построение и расчет релейно-контактных схем в аппаратуре автоматической коммуникации. М., 1971. (Бібліогр. с. 211, 213). Колдуэлл С. Логический синтез релейных устройств. Пер. с англ. М., 1962. Шейкин К. Работы по теории информации и кибернетике. Пер. с англ. М., 1963. (Бібліогр. с. 783, 820). В. М. Роганський

РЕФАЛ — мова програмування, орієнтована на описування задач перетворення символічної інформації. Запис алгоритму на Р. являється собою композицію якоїсь кількості рекурсивних функцій на множині рядків символів. Звичайно позначення $\varphi(S)$, де S — рядок, а φ — символ ф-ції, замінюють на $K\varphi S$. Тут K — знак енокрипзації, який застосовують, щоб явно вказати на необхідність обчислення значення ф-ції, а знак \perp є дужкою, що закриває K . Описування ф-ції розпадається на кілька речень (правила конкретизації), що належать до випадків, коли аргумент має той чи ін. окремий вигляд. Щоб обчислити значення ф-ції, розкладають послідовно речення й застосовують перше з них, яке підходить. Напр., ф-цію φ , яка в заданому рядку замінює всі послідовності

в кількох вірочок, що йдуть підряд, на одну вірочку, описують двома реченнями:

$$\{ 1K\Phi E1 \rightarrow E2 \sim E1 \quad K\Phi \cdot E2 \perp.$$

$$\{ 2K\Phi E1 \sim E1.$$

Знак замінування \sim відокремлює діву частину речення від правої, $E1$ і $E2$ — вільні змінні, що можуть набувати довільного значення. Використання Р. для машинного виконання аналітичних перетворень у прикладній математиці й теор. фізиці має практично важливі результати; Р. успішно застосовують і в сфері автоматизації програмування та машинного доведення теорем.

Літ. Турчин В. Ф. Металгоритмический язык «Кибернетика», 1958 № 4 Турчин В. Ф. Сердобольский В. И. Язык Р-Ч А. 1 в его применении для преобразования алгебраических выражений «Кибернетика», 1969, № 3

В. Ф. Турчин.

РЕФЕРАТ — вторинний документ, що відображає основний зміст первинного документа (вихідної публікації). У Р. викладають цілі, методи, основні теоретичні передумови і результати роботи, наводять цитовані дані, формули, таблиці, графіки. У реферативних журналах на другорядні праці замість Р. розміщують анотації або бібліографічні довідки, що мають усі вихідні дані публікації та індекс універсальної десятикової класифікації (УДК). Р. асоціюються з інформацією. Існують методи автомат. складання Р. (див. *Реферування автоматичне*).

РЕФЕРУВАННЯ АВТОМАТИЧНЕ — складання реферату за допомогою електронної цифрової обчислювальної машини. Методи Р. а. розрізняють за характером перетворення тексту первинного документа. Перетворення може включати вибір і комбінування готових фрагментів тексту, попередній синтаксичний аналіз тексту або переклад його формалізованою мовою. В першому випадку фрагменти, що становлять *реферат*, вибираються на основі статистичних характеристик ключових слів, що входять до цих фрагментів. У другому — інформаційні фрагменти вибираються на основі аналізу їхніх граматичних та лінгвістичних ознак у первинному документі. Перекладаючи текст формалізованою мовою, можна зробити й глибший аналіз змісту (напр., перевірити результати на помилку). Описані методи в деяких випадках дають *реферат*, а лише анотацію первинного документа. Хоча більшість методів Р. а. не вийшла поки що із стадії експериментальних пошуків, Р. а. має перспективи в діючій системі Р. а., що ґрунтуються на статистичних методах вибору інформаційних фрагментів. Див. також *Анотування автоматичне*.

Літ. Пурто В. А. Об автоматическом реферировании на основе статистического анализа текста М., 1961 Аграва В. А. Берозин В. В., Глебский Ю. В. О некоторых методах автоматического реферирования // Ученые записки Горьковского университета, 1963, в. 66, № 1 Микайлов А. И., Черный А. И., Гиларевский Р. С. Основы информатики М., 1968 [бібліогр. с. 728-735], Севаб И. П. Структура связанного текста и автоматизация реферирования М., 1969 В. А. Мостович.

РЕФЛЕКСИВНЕ КЕРУВАННЯ — процес передавання одним із супротивників другому підстав для прийняття рішень. Загальні принципи Р. к. вперше розглянув В. А. Лефевр. Сутність даних, за підстав яких супротивники приймають свої рішення, складається з плацдарму, на якому розгортається процес, мети супротивника та його доктрини, а також на підставі припущень про раціон рефлексії супротивника (див. *Ігри рефлексивні*). При Р. к. за допомогою плацдарму супротивникові передається та інформація про плацдарм, яка є вигідною для керуючої сторони (маскування на місцевості, створення псевдооб'єктів та ін.). При Р. к. за допомогою мети супротивникові навіають мету, яка вигідна для керуючої сторони (провокація, «дружні поради» тощо); при Р. к. за допомогою доктрини супротивникові навіають алгоритм дії, зручний для керуючої сторони (свідоме програвання шулером перших партій під час гри в карти, систематичні відволікаючі атаки на неосновні ділянки вступу та ін.). Можна розглядати й складніші типи Р. к. На основі принципів Р. к. можна побудувати спец. тех. пристрої, що використовують помилки супротивника при рефлексивному керуванні.

Літ. Лефевр В. А. Конфликтующие структуры М., 1967 [бібліогр. с. 84-85] Д. О. Паспалов.

РИСК РОЗПІЗНАВАННЯ — математичне *слідство* втрат від помилок розпізнавання. Р. р. визначають, припускаючи, що результати розпізнавання можна оцінити кількісно, напр., поставити у відповідність кожній помилці або відхиленню від правильного результату певну втрату (штраф). Зокрема, якщо штраф дорівнює нулеві при правильній відповіді й одиниці при будь-якій неправильній, Р. р. зводиться до ймовірності помилок при розпізнаванні. У заг. вигляді Р. р. задають ф-лою:

$$r(\delta) = \int \sum_{j=1}^J L(j, k = \delta(x)) p(j) p(x/j) dx,$$

де X — простір розпізнаваних сигналів x , $j = 1, \dots, J$ — номери справжніх класів сигналів; $k = 1, \dots, K$ — номери відповідей алгоритму розпізнавання $\delta(\cdot)$; $L(j, k)$ — втрата при віднесенні сигналу j до класу k ; $p(j)$ — апіорні ймовірності класів; $p(x/j)$ — апіорні щільності ймовірностей сигналів кожного класу j у розпізнаванні *об'єкта* величина Р. р. є одним з осн. критеріїв порівнювання алгоритмів розпізнавання та вибору найкращого з них (див. *Статистичні методи розпізнавання*). Якщо ймовірності характеристики сигналів та класів невідомі, то можна використати з. а. емпіричний Р. р., який являє собою середні втрати при розпізнаванні *навчальної* вибірки сигналів x_i , класи j_i , яких задано ($i = 1, \dots, N$):

$$r_{\text{емп}}(\delta) = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N L(j_i, k_i = \delta(x_i))$$

Окремим випадком емпіричного Р. р. з частотою помилок для такої вибірки. Г. Л. Гельсфорт.

РИСКУ ПРОБЛЕМА — проблема усунення ризику неправильного спрацювання автомата при короткотривалому збігові значень змінних та заперечення їх наслідком затримання під час перемикання логічних елементів ЦОМ, коли і ті, й інші значення є хибними сигналами даного автомата.

Розроблено методи перевірки наявності ризику в схемі автомата, визначено види представлення функцій, вільні від ризику. Щоб усунути ризик (а також гонки, див. *Гонки проблеми*), часто використовують стробування відповідних входів автомата сигналами спец. генератора синхронізації, іноді автомат реалізується нечутливим до короткотривалих сигналів, що виникають, застосовуючи елементи із зниклою інерцією.

Лит. Глушков В. М. Синтез цифрових автоматів М., 1982 [бібліогр. с. 464-469]. Жилдер Р. Теорія перемикальних схем. т. 2. Перс. з англ. М., 1971. Е. Г. Кошаров.

РІВНОВАГА СИТУАЦІЯ — ситуація в ігровій безкоаліційній, індивідуальній відхилення від якої будь-якого з гравців не може привести до збільшення його виграшу. Для ігор акти-вонісестичних Р. с. виявляються сідовими точками.

РІВНЯНЬ КЛАСИФІКАЦІЯ. Рівняння — це запис задачі пошуку таких елементів з якоїсь множини X , що

$$F(x) = y, \quad (1)$$

де F — оператор (математичний), тобто задане відображення множини X на множину Y , y — фіксований елемент множини Y . Рівняння заг. вигляду (1) наз. операторним. Залеж-но від того, яким є оператор F — лінійним чи нелінійним, рівняння (1) наз. відповідно лінійним або нелінійним. Якщо X та Y — множини чисел, то рівняння (1) залеж-но від характеру ф-ції F перетворюється на алгебр. або трансцендентне. Ф-цію $x = F(x)$ наз. алгебричною, якщо вона задовольняє рівняння вигляду

$$A_0(x)x^n + A_1(x)x^{n-1} + \dots + A_n(x) = 0, \quad (2)$$

де $A_0(x), \dots, A_n(x)$ — многочлени від x . Ф-ції, що не задовольняють рівняння (2), наз. трансцендентними, напр., a^x , $\log_a x$, x^a (a — ірраціональний показник) і тригоном. ф-ції. Відповідно, рівняння (1) наз. алгебраїчними, коли F — алгебр. ф-ція, а якщо ні, то це рівняння наз. трансцендентним. Якщо X та Y — множини чисел у багатовимірних просторах (див. *Простір абстрактний*) у функціональному аналізі), то одержують систему рівнянь. Якщо X та Y — множини ф-цій, то залеж-но від характеру відображення F одержують диф. або інтегральні рівняння (див. також *Диференціальні рівняння* та *Частинними похідними класифікація*). Якщо $F(x) = F_1(x) \div f(1)$,

$$\text{де } F_1 = \frac{d^n}{dx^n} + \frac{d^{n-1}}{dx^{n-1}} + \dots + \frac{d}{dx} + \frac{d^0}{dx^0}$$

то рівняння (1) наз. звичайним диференціальним рівнянням n -го порядку.

Якщо оператор F включає одночасно операції диференціювання й інтегрування, рівняння наз. інтегро-диференціальним.

Операторні рівняння бувають в основному трьох типів:

$$T_u = u \quad (3)$$

($T_u \in R$ шукають нерухому точку оператора T):

$$Su = \theta \quad (4)$$

(θ — нульовий елемент простору обрання);

$$T_u = \lambda u \quad (5)$$

($T_u \in R$, λ — дійсне або комплексне число, $T_u \neq \theta$ — це задача про власні значення, тобто задача відшукування таких λ , при яких рівняння (5) має ненульовий розв'язок). Тут шука-на величина u — елемент даного лінійного простору R , а T та S — задані лінійні або нелінійні оператори. Рівняння (4) є найзагальні-шим, рівняння (3), (5) — його окремими випад-ками. Справді, якщо E — тотожний оператор, то рівняння (3) при $S = T - E$ набуває вигляду (4). Введемо для рівняння (5) умову норму-вання $Gu = 1$, де G — заданий функціонал, такий, що $G\theta \neq 1$. Розглянемо пару елементів

u та a (позначається $\begin{pmatrix} u \\ a \end{pmatrix}$), де $u \in R$, a — дійсне або комплексне число, як елемент нового про-сторору R_1 , визначивши додавання та множення на скаляр так само, як і для числових пар.

Визначимо перетворення T_1 елементів $\begin{pmatrix} u \\ a \end{pmatrix}$

$$\text{ф-люю } T_1 \begin{pmatrix} u \\ a \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} Tu - au \\ Gu - 1 \end{pmatrix}. \text{ Якщо } \begin{pmatrix} \theta \\ 0 \end{pmatrix} = \theta, \text{ —}$$

нульовий елемент простору R_1 , то рівняння

$$T_1 \begin{pmatrix} u \\ a \end{pmatrix} = \theta, \text{ рівнозначне рівнянню (5) і має вигляд (4).}$$

М. Д. Бабич.

РІЗНИЦЕВА СХЕМА — система різницьових рівнянь, яка апроксимує (наближує) ту чи ін-шу задачу математичної фізики. Див. *Стій-кість різницьових схем*.

РОБОТ — складна система, оснащена дача-чами, які сприймають інформацію про навко-лишнє середовище, виконавчими механізмами, що впливають на об'єкти навколишнього се-редовища, й системою керування, завдяки якій робот здатний цілеспрямовано поводитися у змінній обстановці. Від ін. систем, призначе-них для обробки інформації, яка надходить ззовні, й одержання керуючих ділень (напр., систем автомат. керування технологічним про-цесом, систем автоматизування тощо), Р. від-різняється антропоморфізмом і здатністю сприймати з навколишнього середовища ті самі сигнали, що й людина, й виконувати за допо-могою виконавчих механізмів складні просторові рухи. Здатність Р. адаптуватися до навко-лишніх обставин, складність і різноманітність розв'язуваних завдань і гнучкість структури дають змогу вважати його багаточисловою си-стемою. Створюючи Р., мають на меті не копіювати людину, а створити таку систему,

яка здатна краще за людину здійснювати певні складні операції. Р. може бути сильнішим за людину, швидше виконувати певні операції, бути економічнішим і ефективнішим у використанні. До того ж, Р. може працювати в умовах, шкідливих або недоступних для людини.

Термін Р. уперше з'явився 1920 (так називав штучних людноподібних істот чеський письменник К. Чапек). Після цього Р. стали називати різні пристрої й автомат. іграшки (див. *Іграшки кібернетики*), які зовні дещо схожі на людину. Лише розвиток кібернетики (у 60-х рр.) дав змогу поставити завдання створювати Р. як складні системи обробки інформації, що здатні цілеспрямовано взаємодіяти з навколишнім середовищем.

У Р. можна виділяти 3 осн. блоки (мал. 1): блок сприймання, блок виконавчого механізму й блок керування.

Блок сприймання складається з давачів, які сприймають сигнали про стан зовн. середовища, й системи обробки одержаної інформації. Давачі перетворюють сигнали зовн. середовища, які людина сприймає звичайно як звуки, слухові, тактильні тощо, на сигнали тієї чи іншої фіз. природи, напр., електричні. Застосовують і давачі для сприймання сигналів, які органи чуттів людини безпосередньо не сприймають, напр., електромагн. хвилі певної довжини, атмосферний тиск тощо. Обробка сприйнятих сигналів полягає в побудові такого опису стану зовн. середовища, яке блок керування зміг би використати, щоб прийняти рішення. Принципи дії давачів і методи обробки сприйнятих ними сигналів ліквідає фіз. природа цих сигналів. Найпростішими є тактильні давачі, що дають сигнал за безпосереднього стикання з навколишніми об'єктами. Ці давачі найчастіше виконано у вигляді двопозиційних перемикачів, які виникають або замикають електричне коло під впливом мех. діянь.

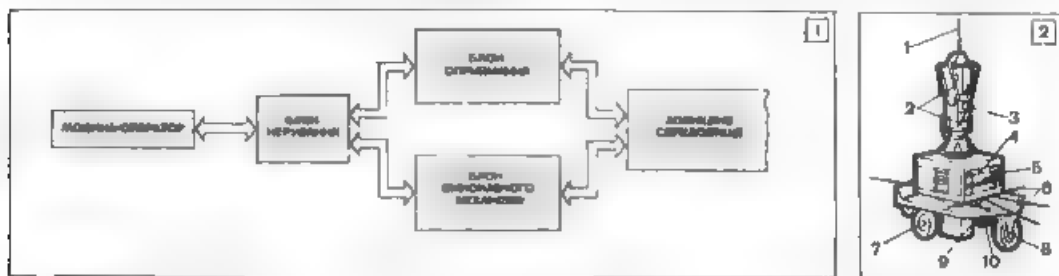
Найскладнішими й найінформативнішими є давачі зорової інформації. Найчастіше це телекамери, обладнані пристроєм автомат. наведення на різкість і механізмами повертання й нахилання камери. Наведення на різкість здійснюють за сигналами автомат. далекомірів, які дають змогу вимірювати віддалі до досліджуваного об'єкта. Відеосигнал, одержаний на виході телекамери, перетворюється на дискретний сигнал способом просторової дискретизації зображення й квантування значень яскравості одержаних елементів зображення. Залежно від призначення кількість елементів розкладених буває від тисяч до десятків тисяч. Високу роздільність використовують при розпізнаванні об'єктів, язику — в разі необхідності визначити наявність яких-небудь об'єктів у полі зору Р. Передбачається іноді можливість автоматично змінювати параметри дискретизації зображення і давати можливість блокові сприймання Р. організовувати цілеспрямовану обробку сприйнятої інформації залежно від розв'язуваного завдання сприймання.

Завдання обробки сприйнятої зорової інформації зводиться, гол. чин., до завдання автоматично розпізнавати зображення об'єктів тіл, визначати їхні розміри й місцезнаходження, тобто складати опис навколишнього середовища. Можливість автоматично визначати місцезнаходження виконавчого механізму Р. за його зображенням можна використати для організації керування виконавчими механізмами в використанні зорового *автоматного зв'язку*. Очевидно, що успіх у розв'язуванні завдання обробки зорової інформації значною мірою визначається сучас. станом теорії й практики *розпізнавання зображень*. Розв'язують задачі розпізнавання зображень різних многогранників, доволі розгатованих у полі зору Р. Звуження кода розпізнаваних зображень пояснюється не так практичною метою, як складністю задачі розпізнавання об'єктів, тіл випадкових форм. В основному, використовують евристичні методи виділення ребер, вершин і граней многогранників і складання описів об'єктів у вигляді впорядкованого списку виділених елементів, у якому зазначено зв'язки між ними. Можна використовувати й додаткову інформацію про об'єкти, яку можна одержувати способом стереоскопічного сприймання зображень, розділення об'єктів за забарвленістю тощо. Специфіка розв'язування задачі розпізнавання стосовно до Р. полягає і в можливості використовувати допоміжні дані, одержані внаслідок мобільності Р., тобто можливості переміщувати давачі сприймання відносно розпізнаваних об'єктів і маніпулювати цими об'єктами. Використання звукових сигналів для керування Р. обмежується подаванням команд Р. голосом. Для цього застосовують різноманітні алгоритми автомат. розпізнавання обмеженого набору слів. Алгоритм автомат. *синтезу мовних сигналів* можна використовувати для звертання Р. до людини.

Блок виконавчого механізму містить у собі засоби маніпулювання об'єктами й засоби переміщення Р., необхідні для досягнення поставленої мети. *Маніпулятори* дають Р. змогу виконувати різні операції переміщення й переорієнтації об'єктів, обходити можливі перешкоди на шляху переміщення. Щоб маніпулятор міг захопити об'єкт у будь-якому місці й за будь-якої орієнтації, в нього має бути не менше як сім ступенів вільності (три — для зміни положення, три — для зміни орієнтації й один — для стиснення захвата). Маніпулятори — складні багатоланкові механізми. Задачу автомат. керування ланками маніпулятора треба було б розв'язувати як задачу оптим. в певному розумінні зміни станів ланок, що забезпечує переміщення, переорієнтацію захвата й захоплення об'єкта з заданими координатами. Як критерій оптимізації можна використовувати найменшу затрачувану енергію, найменший час переміщення, захоплення тощо. Точний розв'язок задачі керування маніпулятором виходить дуже громіздким. Разом з тим треба, щоб керування здійснювалося в реальному масштабі часу. Все це зумовлює розробку й використан-

ня різних евристичних методів керування маніпулятором, які забезпечують прийнятну швидкість і точність переміщення. Спосіб конструктивного виконання маніпуляторів визначається і їхнім призначенням. Часто використовують маніпулятори з електрогідравлическим приводом, які характеризуються значним діапазоном зміни навантажувальності (від кілограмів до десятків тонн). Застосовують і електро- та пневматичні приводи. Іншим різновидом виконавчих механізмів Р. є засоби для його переміщення. Для перемі-

ажорної інформації, яка надходить від людини, про властивості середовища й закони організації його, й інформації про поточний стан середовища (описання положення й форми елементів зовн. світу), яка надходить з блоку сприймання й блоку виконавчого механізму. В завдання блоку керування входить уточнення й узгодження моделі виявленням у процесі роботи принципів організації й функціонування зовн. середовища. Модель самого Р. містить відомості про структуру Р., про взаємодію його окремих частин і дає змогу в кожній мо-



1 Блок-схема роботи.

2 Конструкція рухомої частини робота: 1 — антена радіов'язу з ЕОМ; 2 — телескоп; 3 — телескоп; 4 — блок керування телевізійною камерою; 5 — батарея ЕОМ; 6 — тактильні датчики; 7 — ведуче колесо; 8 — поворотне колесо; 9 — мотор привода; 10 — акумулятор.

щення на твердому ґрунті розробляють колісні, гусеничні й стоподібні механізми, для підводних Р. розробляють засоби переміщення у воді й по дну. Переміщення за допомогою коліс з незалежними приводами було, напр., здійснено на рад. автоматичній станції «Луноход-1». Роботи щодо створення стоподібних механізмів (маніпуляторів) поки ще не вийшли за рамки досліджень. Такі пристрої, завдяки високій маневровості й малій площі зіткнення з ґрунтом, придатні для переміщення на місцевості, труднопрохідній чи взагалі непрохідній для колісних і гусеничних транспортних засобів. Керування маніпуляторами схоже на керування маніпуляторами, а це за одночасної роботи цих механізмів підвищує ефективність використання апаратури блоку керування.

Блок керування здійснює цілеспрямовану поведінку Р. за реальних навколишніх обставин. Вхідною інформацією блоку є: інформація, яка надходить від людини, інформація про стан зовн. середовища, яка надходить від блоку сприймання, й сигнали зворотного зв'язку, що надходять від блоку виконавчого механізму. Для переробки інформації використовують універсальні ЕЦОМ. Матем. забезпечення блоку керування має ієрархічну структуру. На вищому рівні здійснюють аналіз завдань, які стоять перед Р. На наступних рівнях складають стратегічні й оперативно-тактичні плани досягнення мети. На нижньому рівні розв'язують задачу керування блоками сприймання й виконавчого механізму.

У блоці керування будують і модель зовн. середовища, й модель самого Р., які використовують на всіх рівнях системи керування. Модель зовн. середовища будують на основі

мент часу визначати розташування, орієнтацію й стан датчиків сприймання і взаємне розташування ланок виконавчого механізму. Наявність моделей зовн. середовища й самого Р. дають змогу блоку керування завбачати результати здійснення розроблених планів досягнення мети способом моделювання математичного, не виконуючи мех. переміщень. Це дає змогу вибрати найприйнятніший план щодо часу реалізації його, витрати енергії тощо. При розв'язуванні завдання планування поведінки Р. виникає потреба побудувати заг. методи аналізу ситуації і прийняти рішення. (з протилежним рази доведеться би зайнятися практично нездійсненою справою: завбачати всі можливі ситуації і вказувати правила поведінки Р. в кожній з них). Для керування Р. намагаються пристосувати апарат автомат. доведення теорем, що його розвивають у роботах по створенню штучного мислення. Прикладом може служити система STRIPS, розроблена в США, в Стенфордському дослідному ін-ті, в якій модель зовн. середовища задають певною множиною аксіом — формул числення предикатів першого порядку.

Принципова складність у розробці загальних методів керування Р. полягає в тому, що важко скоротити переробку усіх варіантів досягнення мети. Коли використовують апарат автомат. доведення теорем (див. *Доведення теорем на ЕОМ*), то в схемі буває дуже велика кількість вихідних аксіом. Це в свою чергу різко збільшує кількість варіантів, які треба переробити. В системі STRIPS для обмеження переробу сподіваються скористатися тим, що майже завжди застосування окремого оператора спричинює зміну лише частини моделі зовн. середовища, а решта лишається

незмінною. Поки що система може функціонувати тільки при порівняно простих моделях зовн. середовища.

Через блок керування здійснюється й спілкування Р. з людиною-оператором. Від оператора в систему надходять завдання, необхідна інформація, питання. Система видає відомості про виконання завдання, або повідомляє про неможливість виконання його, відповідає на питання, запити на додаткову інформацію тощо. Для людини найважливішим є обмін інформацією звичною для неї мовою. В Стенфордському ін-ті, напр., для спілкування з Р. створено програму перекладу фраз (з обмеженим набором слів) з англ. мови на мову числення предикатів першого порядку й програму зворотного перекладу.

У зв'язку зі створенням Р. перед дослідниками постає ряд проблем щодо створення матем. забезпечення й нових тех. засобів. Нерозв'язаних проблем поки що більше, ніж розв'язаних. Рівень «інтелектуальності» створених Р. досить низький. Напр., Р., створений в Массачусетському технологічному ін-ті (США), здатний збирати в коробку кубики певного розміру або певного кольору й будувати башти з довільно розміщених кубиків, пірамід і паралелепіпедів. При цьому про координати цих тіл Р. не повідомляють: він має сам виявити ці тіла серед множини інших тіл. В Р. Стенфордського ін-ту маніпулятора немає (мал. 2), він переміщує предмети, підштовхуючи їх. Р. може знайти тіло зазначеної йому форми й перемістити його в задану позицію. Якщо при цьому трапляється перешкода (асхідець), яку можна подолати за допомогою трапу, Р. знаходить трап, відштовхує його до перешкоди й піднімається трапом до ашхидецьного об'єкта. Знаходить об'єкти, розміщені в зоні дії маніпулятора, й збирає їх у коробку, здатний Р., створений у Ленінградському політехнічному ін-ті. Є чимало проектів і макетів Р., однак рівень їхньої «інтелектуальності» такий, що для розпізнавання ними складних об'єктів і ситуацій і щоб приймати рішення, потрібна участь людини-оператора.

Включення людини в контур керування Р. дає змогу вже тепер використовувати Р. в різних сферах діяльності людини, таких, як комплексна автоматизація виробничих процесів, космічні й глибоководні дослідження. Тим самим здійснюється перехід від телекерованих виконавчих механізмів до складніших систем, в яких керування виконавчими механізмами передається бортовим обчисл. машинам, чим і досягається певний ступінь автономності керування Р. Різнovidом таких систем є роботи промислові.

Лит.: Худешов В. С., Лакота Н. А. Динамична система управління маніпуляторами, М., 1971 [616109р с. 298-322], P. I. r. a. t. J. Les robots «Automatiques», 1969, v. 18, № 11-12. В. І. Рубак

РОБОТ ПРОМИСЛОВИЙ — автоматичний програмно керований маніпулятор, здатний виконувати роботи операцій, пов'язані зі складними просторовими переміщеннями. Блок керування Р. в. має пристрій введення інформації, залам'ятовувальний пристрій, перетворюю-

вачі сигналів для керування приводами маніпулятора та шупль керування. Звичайно маніпулятор обладкують набором змінних захватів. Темп і послідовність рухів Р. п. задають у вигляді програм. Після задання програми (навчання) Р. п., одержавши команду з'явил, швидко виконує ту послідовність операцій, якої його «навчено». Можливість замінювати програму дії і змінювати вид захвату дає змогу швидко переналаджувати Р. п. з однієї послідовності операцій на іншу, забезпечуючи йому деяку універсальність.

Керування Р. п. організовують двома способами: за першим усі положення ланок маніпулятора визначаються лише значеннями керуючої програми без наступного коректування, за другим точне кінцеве положення ланок додатково коректується за допомогою сигналів від спец. датчиків. Перший спосіб керування використовують, напр., у найпоширеніших Р. п. типу «Versatran» і «Unimate». Системи керування другого типу перебувають на стадії досліджень.

Р. п. призначають для використання в шкідливих для людини або тяжких виробничих умовах, під час виконання повторюваних операцій, що мають механічний характер, і т. п. Р. п. застосовують у різних галузях металобробної пром-сті, у виробки скла, в автомобілебудуванні, в електронній пром-сті та ін.

Р. п. «Versatran» має маніпулятор з 6 ступенями вільності; акріб захоплюють два «щальці». Переміщення маніпулятора описують за допомогою циліндричної системи координат: маніпулятор може переміщатися у вертикальному й горизонтальному напрямках і обертатися навколо вертикальної осі. Захват маніпулятора може обертатися і повертатися. Вантажо-підйомність маніпулятора «Versatran» досягає 20 кгс.

В Р. п. «Versatran» використовують безперервне керування маніпулятором або дискретне. В першому випадку в залам'ятовувальний пристрій (на магн. стрічці) записують аналогові сигнали, що їх обробляє слідкуюча система, яка керує приводами маніпулятора. Послідовність операцій, які безперервно виконує маніпулятор, спочатку формують вручну. Ручний привод дає можливість легко керувати рухами маніпулятора. В програму керування, крім траєкторії руху, записують і сигнали, що синхронізують роботу Р. п. з роботою устаткування, яке він обслуговує.

В системах дискретного керування маніпулятор примовільно переміщується між точками в певній ділянці простору, що їх задає оператор під час «навчання».

Р. п. «Unimate» має практично ту саму кількість ступенів вільності, що й «Versatran». Вантажопідйомність його маніпулятора — близько 45 кгс. На відміну від Р. п. «Versatran» переміщення маніпулятора «Unimate» описують за допомогою сферичної системи координат. У цьому Р. п. застосовують систему дискретного керування.

Обидві розглядані конструкції Р. п. допускають тільки змну захватів. На практиці

використовують захвати й насадки найрізноманітніших типів: для транспортування многогранних і круглих стражнів, для точкового зварювання, фарбування, маніпуляції зі скляними балонами тощо.

Вдосконалення Р. п., оснащення їх системами сприймання аерової й тактичної інформації та розробка систем автономного адаптивного керування Р. п. є передумовами для створення високопродуктивних заводів-автоматів з перебудовуваним виробничим циклом. Для таких заводів потрібні Р. п. різного призначення: транспортні (для переміщення заготовок і виробів), складальні (здатні автоматично складати за кресленнями або за описом їх), такі, які обслуговують верстати з програмним керуванням і різні виробничі автомати, та ін.

До Р. п. наближаються дистанційно керувані від спец. пультів або ЕОМ маніпулятори, що їх використовують для проведення дослідних і рятувальних робіт на дні морів та океанів. Гібридний підвільний маніпулятор, який розроблено в Ін-ті океанології АН СРСР, призначено для робіт на глибині до 2000 м, його вантажопідйомність — 40 кг. Телекерування маніпулятором відбувається по кабелю з базового судна. Керувати можна за допомогою людини-оператора або через ЕОМ, розміщену на борту судна. Дистанційно керувані маніпулятори набули застосування на автоматичних космічних станціях «Луноход», «Луна-16» і «Surveyor».

Літ. Кудашов В. С., Ланота Н. А. Динаміка систем управління маніпуляторами. М.: ВПІ АН УРСР, 1981. 231 с. 2) Ілюзія М. Перспективи розвитку промислових роботів. «Отомаси», Автоматизація, 1982, т. 16, № 1. В. І. Рубин

РОЗВ'ЯЗУВАЛЬНИЙ ПРИСТРІЙ 1. Найпростіший або елементарний аналоговий обчислювальний пристрій для виконання однієї певної елементарної математичної операції над прийнятими неперервними фізичними величинами, які моделюють відповідні відправні неперервні математичні зміни розв'язуваної задачі. Найпростіший Р. п. являє собою матем. модель однієї певної фіксованої матем. операції, напр., підсумовування, множення, інтегрування тощо, за допомогою якої можна неперервно автоматично чи напівавтоматично відтворювати задану елементарну матем. операцію над фіз. величинами — аналогами відповідних матем. величин. За принципом дії розрізняють пристрої мех., електромех., електр., оптичні, гідравлічні та ін. За відтворюваними матем. операціями розрізняють такі найпростіші Р. п.: множильно-діляльні, інтегро-диференціальні, підсумовувальні, спеціалізовані та універсальні функціональні перетворювачі для відтворювання ф-цій однієї чи двох змінних.

Особливе місце серед найпростіших Р. п. належить пристроям на основі підсилювачів операційних постійного струму з великим коеф. підсилення й глибоким паралельним від'ємним зворотним зв'язком за напругою як осн. пристроям електронних аналогових машин. До складу обладнання таких пристроїв-блоків операційних підсилювачів входять і набори

опорів Z_1 і Z_2 , комутованих відповідно у вхідному колі й колі зворотного зв'язку, й допоміжне обладнання: реле керування, перемикачі, комутаційні гнізда тощо. Комутацією наборів опорів Z_1 і Z_2 змінюють коеф. передавання блоків у широких межах (100 → 0,001) і реалізують різні передавальні ф-ції

$$\frac{U_{\text{вих}}}{U_{\text{вх}}} = - \frac{Z_2(p)}{Z_1(p)}.$$

2. З наборів найпростіших Р. п. складають Р. п., які наз. інтакте операційними й аналоговими пристроями або структурними моделями простієї аналогії. Такі Р. п. являють собою моделі математичні, призначені для відтворення або певної матем. залежності (жорстка фіксована схема моделі), або певного класу матем. залежностей, напр., систем звичайних дифер. рівнянь з урахуванням прийнятних обмежень, які відображують можливості моделі — перестроювана схема моделі. Якщо моделюють одну певну матем. залежність, Р. п. складається з потрібного фіксованого набору найпростіших Р. п., між якими зв'язки встановлено жорстко (жорсткий монтаж), вони не змінюються в процесі експлуатації пристрою. Ці пристрої належать до класу приладів чи спеціалізованих АОМ (див. Аналогові обчислювальні машини).

Н. Г. Самофалов.
РОЗГАЛУЖУВАННЯ ПРОЦЕС — випадковий процес, що описує еволюцію системи частинок, які можуть розмножуватися і аннікати або зазнавати якихось перетворень. Р. п. класифікують залежно від області зміни часового параметра: якщо область зміни часу є послідовністю невід'ємних цілих чисел, то це Р. п. з дискретним часом, якщо ця область — інтервал $[0, \infty)$ — то це Р. п. з неперервним часом. Р. п. класифікують і за кількістю типів частинок, що беруть участь у процесі. Процес у момент t визначається набором невід'ємних цілих чисел $m_1(t), \dots, m_n(t)$, які означають кількість частинок відповідно 1-го, ..., n -го типу, що містяться в системі в момент t . Частинки кожного типу можуть зазнавати таких перетворень: частинка або зникає, або перетворюється на кілька частинок різних типів. Крім того, певний час вона може перебувати в системі, не зазнаючи перетворень. Звичайно припускають, що частинка зазнає перетворення незалежно від еволюції інших частинок та від часу, протягом якого вона вже була в системі. У цьому випадку Р. п. являє собою одинірідний марковський процес зі зліченною множиною станів. Однак для Р. п. використовують особливий аналітичний апарат, який враховує специфіку цих процесів — апарат типових ф-цій.

Р. п. використовують у біології — для описування еволюції популяції або поширення епідемії та в фізиці — для описування ланцюгових реакцій та злив космічних частинок. У всіх цих випадках інтерес становить питання про впродження. Р. п. вироджується в

якийсь момент часу, якщо всі частинки зникають. Важливою характеристикою системи є ймовірність того, що вона колись виродиться. Якщо ця ймовірність дорівнює 1, то Р. п. наз. в и р о д ж е н и м. Існують методи, за допомогою яких можна визначити вироджуваність системи та ймовірність виродження.

Лит. Гітман Н. И., Скорняков А. В. Введение в теорию случайных процессов. М. 1985 [бібліогр. с. 648-654]. Севастьянов В. А. Ветвящиеся процессы. М., 1971 [бібліогр. с. 431-434]. Харрис Т. Теория ветвящихся случайных процессов. Пер. с англ. М., 1948 [бібліогр. с. 318-338].

А. В. Скорняков.

РОЗДІЛЬНА ПОВЕРХНЯ в розв'язанні n -ї образів — таке геометричне місце точок $\varphi(x) = 0$ у просторі x зображень x , що всі зображення x , для яких $\varphi(x) > 0$, розпізнавальна система відносить до i -го класу, а зображення, для яких $\varphi(x) < 0$, — до 2 -го класу. Отже, Р. п. ділить простір на дві неперетинні області, кожна з яких отождествляється з певним класом. Окремим випадком Р. п. є гіперплощина $\varphi(x) = a_0 + \sum_{i=1}^n a_i x_i$, де

a_0, a_1, \dots, a_n — коефіцієнти. Р. п. служить для наочної геом. інтерпретації правила вирішувального (в тих випадках, коли n -на зображень є неперервною). Див. також *Простір зображень*.

Л. О. Севост'янов.

РОЗМІЩЕННЯ ВИРОБНИЦТВА МОДЕЛІ — математичне (формалізоване) представлення задач розміщення виробництва, яке характеризується багатofакторністю, тобто необхідністю враховувати природні, технічні, економічні й соціальні умови, а також фактор часу. Р. в. м. поділяють на моделі розміщення однопродуктових і багатопродуктових виробництв.

Моделі однопродуктових виробництв застосовують, щоб визначити потужності й пункти розміщення підприємств галузі, яка випускає однорідну продукцію й технологічно мало пов'язана з іншими галузями та характеризується високим рівнем транспортних витрат у вартості виробленої продукції. До таких галузей, напр., можна віднести вугільну, залізничну та ін. Щоб розв'язувати задачі розміщення виробництва, користуються методами програмування динамічного, програмування лінійного й нелинійного та програмування стохастичного. Матем. формалізація задачі розміщення однопродуктового галузі полягає ось у чому. Є m ($i = 1, 2, \dots, m$) пунктів виробництва й n ($j = 1, 2, \dots, n$) пунктів споживання однорідної продукції. Річний випуск продукції на i -му підприємстві представлено, як a_i^r , де r — варіант розвитку даного підприємства ($r = 1, 2, \dots, w_r$), потреба j -го пункту споживання — b_j . Виробничі витрати на одиницю продукції на i -му підприємстві за r -го варіанта його розвитку становлять c_i^r , транспортні витрати на перевезення одиниці продукції з i -го підприємства в j -й пункт споживання — a_{ij}^r , витомі капітальні вкла-

дення на розширення, реконструкцію або нове будівництво підприємства — k_i^r . Вибрані обсяги поставок з i -го підприємства при r -му варіанті його розвитку в j -й пункт споживання x_{ij}^r не повинні бути від'ємними, тобто має бути $x_{ij}^r \geq 0$ ($i = 1, 2, \dots, m$; $j = 1, 2, \dots, n$, $r = 1, 2, \dots, w_r$).

Загальна кількість відібраних варіантів розвитку підприємства повинна дорівнювати числу підприємств, якщо всі підприємства включено в опт. план, або бути меншою за це число, якщо не на всіх підприємствах з числа заданих економічно доцільно виробляти продукцію. Якщо x_i^r — інтенсивність використання в плані r -го варіанта розвитку i -го підприємства-постачальника, то

$$\sum_{r=1}^{w_r} x_i^r \leq 1, \quad x_i^r = \begin{cases} 1, & \text{якщо варіант вибрано;} \\ 0, & \text{якщо варіант не вибрано;} \end{cases} \quad i = 1, 2, \dots, m.$$

Сумарне виробництво продукції всіма підприємствами галузі повинно дорівнювати загальній потребі всіх пунктів споживання її або бути більшим за цю потребу.

$$\sum_{r=1}^{w_r} a_i^r x_i^r \geq \sum_{r=1}^{w_r} \sum_{j=1}^n x_{ij}^r, \quad i = 1, 2, \dots, m;$$

$$\sum_{i=1}^m x_{ij}^r = b_j, \quad j = 1, 2, \dots, n; \quad r = 1, 2, \dots, w_r.$$

$$\sum_{i=1}^m \sum_{r=1}^{w_r} a_i^r x_i^r \geq \sum_{j=1}^n b_j.$$

Цільова функція задачі (ф-ція суми виробничих витрат, витрат на транспортування всієї продукції від підприємств-постачальників до споживачів і витомі капітальних вкладень на реконструкцію, розширення або нове будівництво) повинна досягати мінімуму

$$\sum_{i=1}^m \sum_{r=1}^{w_r} a_i^r (c_i^r + B k_i^r) x_i^r + \sum_{i=1}^m \sum_{r=1}^{w_r} \sum_{j=1}^n x_{ij}^r a_{ij}^r \rightarrow \min,$$

де B — нормативний коеф. капітальних вкладень. Р. в. м. багатопродуктових виробництв призначено для опт. планування розміщення мережі підприємств, їхніх розмірів, спеціалізації, кооперування при виробництві двох і більше видів промислової продукції, кількісно не сумарної й не взаємозамінної. Багатогалузевими Р. в. м. наз. задачі, які розглядають виробництво кількох видів продукції, повністю або частково взаємозамінних у споживанні.

Як приклад можна навести модель розвитку, розміщення й спеціалізації таких галузей промисловості з багатомоноклатурним виробництвом, коли немає обмежень щодо співвідношення обсягів виробництва різних виробів, тобто коли жорстко встановлених варіантів

спеціалізації виробничих об'єктів немає, і структуру випуску продукції визначають у процесі розв'язування задачі. Заданими величинами є: варіанти обсягів виробництва різних виробів у можливих пунктах розміщення виробництва r_{ik} , де i — пункт розміщення підприємства, k — варіант підприємства, k — вид продукції. Суть обмежень на цілочисельність полягає в тому, що за даним конкретним виробом можна вибрати лише один цілий варіант обсягу випуску продукції підприємством. Крім того, разом з кожним варіантом задають c_{ik} величини виробничих витрат на одиницю продукції. Їхня природа може бути різною залежно від конкретної задачі. Це може бути або собівартість одиниці продукції, або зведені витрати, до складу яких входять, крім собівартості, питомі капітальні вкладення, варті при певній нормі ефективності. Задають питому витрату дефіцитних ресурсів $b_{ik\eta}$ та ліміт, установлений по цих ресурсах для галузі (η — індекс дефіцитного ресурсу); територіальний розподіл потреби в різних видах продукції b_{ik} (i — індекс району споживання) та видатки на перевезення різних виробів у розрахунок на прийнятну одиницю вимірювання — s_{ijk} . Задача розміщення математично зводиться до відшукування невід'ємних значень невідомих x_{ijk} й x'_{ijk} , які задовольняють умови:

$$\sum_{i=1}^m x_{ijk} = b_{jk}, \quad j = 1, 2, \dots, n; \\ k = 1, 2, \dots, k;$$

$$\sum_{k=1}^{w_{ik}} a_{ik}^r x'_{ik} > \sum_{j=1}^n x_{ijk}, \quad i = 1, 2, \dots, m, \\ k = 1, 2, \dots, k;$$

$$\sum_{k=1}^l \sum_{i=1}^m \sum_{r=1}^{w_{ik}} a_{ik}^r b_{ik\eta}^r x'_{ik} \leq Q_{\eta}, \quad \eta = 1, 2, \dots, \theta;$$

$$\sum_{r=1}^{w_{ik}} x'_{ik} \leq 1, \quad x'_{ik} \in \{0, 1\}, \quad i = 1, 2, \dots, m, \\ k = 1, 2, \dots, k;$$

$$\sum_{k=1}^l \sum_{i=1}^m \sum_{r=1}^{w_{ik}} a_{ik}^r c_{ik}^r x'_{ik} + \sum_{k=1}^l \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n s_{ijk} x_{ijk} \rightarrow \min.$$

За характером технологічних зв'язків, властивих об'єктові, розрізняють Р. в. м. виробничого, розподільчого й виробничо-розподільчого типів.

Найпоширенішою Р. в. м. виробничого типу є модель виробничого планування, яку розробив рад. математик Л. В. Канторович (н. 1942). Модель використовують для розв'язування задач, у яких є зворотні технологічні зв'язки, та ін. задач, які не зводяться до однопродуктових, у випадках, коли транспортний фактор істотно не впливає на величину витрат. Якщо транспортний фактор має значний вплив,

однопродуктові задачі й задачі, які зводяться до них, розв'язують за допомогою моделей розподільчого типу, зокрема транспортного. За допомогою Р. в. м. виробничо-розподільчого типу для багатопродуктових і багатогалузових задач моделі транспортного й виробничо-транспортного типу поділяють на одно- й багатоваріантні. При розв'язуванні одноваріантних задач враховують зв'язки підприємства або з постачальниками сировини або лише з пунктами споживання продукції. Напр., розміщуючи цукрові заводи, можна враховувати лише кількість заванесення буряків і вартість перевезення їх під бурякопункти на цукрові заводи, а також розташування бурякопунктів. У багатоваріантних задачах враховують зв'язки не лише з постачальниками сировини, а ще й зі споживачами продукції. Напр., будівництво й розвиток цукрових заводів залежить не лише від сировинної бази (розташування бурякопунктів і вартості транспортування буряків), а й від розташування споживачів вироблюваного цукру. Багатоваріантну задачу можна сформулювати для підприємств, які здійснюють послідовну переробку сировини (напр., адзальних металобрухту — пункт збору брухту — брухтопереробні заводи — споживачі брухту — металург. заводи; радгоспи й колгоспи по збору винограду — пункти первинної обробки винограду — винзаводи тощо).

Багатогалузові задачі, якщо в них немає зворотних зв'язків, можна перетворювати на багатоваріантні транспортні задачі. Розглянемо виробничо-транспортну задачу розміщення за схемою: видобування (або заготівля) сировини — переробляння — доставляння готового продукту споживачам. Задача розміщення в цьому разі залежить від технологіч. особливостей виробничого процесу може бути трьохетапною, якщо переробляння викладається в один етап, чотирьохетапною, якщо переробляння поділяється на два етапи, і т. д. Багатоваріантна виробничо-транспортна задача може бути однопродуктовою або багатопродуктовою. В формалізованому вигляді виробничо-транспортну задачу для галузі з однорідним продуктом можна зобразити так. Система складається з k етапів. На етапі з номером i представлено k_i підприємств ($i = 1, 2, \dots, k$). Перший етап охоплює підприємства по видобуванню (заготівлі) сировини. На наступних етапах представлено переробні підприємства. Останній, k -й етап охоплює споживачів готової продукції ($v = 1, 2, \dots, k_k$). Для кожного добувного i переробного підприємства встановлено максимально можливі рівні виробництва a_i^r ($i = 1, 2, \dots, k$, $r = 1, 2, \dots, k_i$). Для діючих підприємств (якщо їхнє функціонування з планованому періоді доцільне або обов'язкове), встановлюють, окрім того, й мин. рівень виробництва, а іноді й проміжні рівні, якщо обсяги виробництва дискретні. Загальний обсяг споживання задають диферен-

ційовано за пунктами: $b = \sum_{v=1}^{k_k} b_v^v$, де b_v^v —

обсяг споживання в v -му пункті. Визначено витрати q_i^r на видобування й переробку одиниці сировини в r -му пункті i -го етапу, а також питомі витрати x_i^v на транспортування одиниці сировини й одиниці готового продукту з r -го пункту i -го етапу в v -й пункт $(i+1)$ -го етапу. Невідомими величинами будуть обсяги перевезень x_i^r з r -го пункту i -го етапу в v -й пункт $(i+1)$ -го етапу.

Умови задачі в формалізованому вигляді можна записати так. Обсяг перевезень з кожного пункту виробництва (від постачальника) не може перевищувати встановленого максимуму:

$$\sum_{v=1}^{h_i+1} x_i^r \leq d_i \quad (1)$$

$$i = 1, 2, \dots, n-1; \quad r = 1, 2, \dots, h_i.$$

Обсяг поставок кожному пункту виробництва (споживачеві) не повинен перевищувати максимум потреби

$$\sum_{r=1}^{h_i} x_i^r \leq d_{i+1}, \quad i = 1, 2, \dots, n-2 \quad (2)$$

$$v = 1, 2, \dots, h_{i+1}.$$

Потребу в готовому продукті споживачів n -го етапу належить повністю задовольнити

$$\sum_{r=1}^{h_{n-1}} x_{n-1}^r = x_n^v, \quad v = 1, 2, \dots, h_n. \quad (3)$$

Умови невід'ємності змінних

$$x_i^r \geq 0, \quad v = 1, 2, \dots, h_{i+1} \quad (4)$$

$$i = 1, 2, \dots, n-1; \quad r = 1, 2, \dots, h_i.$$

Якщо умови (1) — (4) виконаємо, потрібно мінімізувати лінійну форму

$$\sum_{i=1}^{n-1} \sum_{r=1}^{h_i} \sum_{v=1}^{h_{i+1}} q_i^r x_i^r + \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{r=1}^{h_i} \sum_{v=1}^{h_{i+1}} x_i^r x_i^v \rightarrow \min$$

Одержавши внаслідок розв'язання багатоетапної задачі обсяги поставок x_i^r і підсумувавши їх за відповідними індексами, визначають обсяги виробництва на підприємствах усіх етапів системи, сировинну базу кожного підприємства й вони споживання продукції, виробленої підприємствами-постачальниками.

Розв'язування задач з Р. п. м. можна виконувати в матричному й сітковому вигляді. Сітковий вигляд представлений первісною інформації має чимало переваг. Сітки, розроблені для розв'язання однієї задачі, можна неодноразово використовувати, щоб розв'язувати інші аналогічні задачі, обсяги інформації значно зменшуються, є змога враховувати додаткові обмеження (напр., обмеження щодо пропускної здатності транспортних шляхів). Розглядають і сіткове формулювання лінійної

статистичної Р. п. м. Кількість ланок сітки R . Її вузли реальної сітки і N — п умовних вузлів, відповідних додатковому виробництву. Для кожного вузла сітки відомі: a_i ($i = 1, 2, \dots, n$) — загальний обсяг виробництва в пункті i на діючому заводі, b_i ($i = 1, 2, \dots, n$) — обсяг споживання в пункті i . Для всіх вузлів задано числа d_i , які виражають при $i = 1, 2, \dots, n$ собівартість одиниці продукції на діючому заводі, а при $i = n+1, \dots, N$ — питомі витрати на $(i-1)$ -му новобудованому або розширюваному й реконструйованому виробництві. Для вузла $i = n+1, \dots, N$ задано макс. випуск на новобудованому або макс. приріст випуску на розширюваному заводі (B_i). Величини a_i , b_i , B_i пов'язані співвідношеннями

$$\sum_i a_i \leq \sum_i b_i + \sum_i B_i.$$

На ланках сітки задано числа c_r ($r = 1, 2, \dots, R$) — витрати на перевезення по ланці r . Для штучних ланок $c_r = 0$. Невідомими величинами є: x_r — обсяги перевезень по ланках і y_i — обсяги виробництва на нових заводах або прирости випуску при розширенні діючих ($i = n+1, \dots, N$). У такій постановці передбачувано, що діючим заводам, які не підлягають скороченню чи ліквідації, відповідають реальні вузли сітки. А якщо діючий завод може бути ліквідовано, то йому відповідає умовний вузол.

Серед перевезень x_r є перевезення поміж реальними вузлами й перевезення з умовних вузлів у реальні (реальні повинні дорівнювати випускові на новобудованому або додатковому випускові на розширюваному заводі). Задача полягає в тому, щоб скласти такий план перевезень $\{x_r\}$ і виробництва продукції $\{y_i\}$, при якому, по-перше, різниця між вивезенням в пункт i й ввезенням до нього дорівнює різниці між виробництвом і споживанням у цьому

пункті, тобто $\sum_{i=1}^N y_i - \sum_{i=1}^R x_r = a_i - b_i$, об-

сяг продукції, вивожуваної з будованого заводу, або обсяг продукції, вивожуваної з розширюваного заводу (додатково до раніше заданого обсягу), дорівнює обсягові нового виробництва: $y_i = x_r$; по-друге, обсяг виробництва на новобудованому або прирост випуску продукції на розширюваному заводі обмежено згорі: $y_i \leq B_i$; по-третє, обсяг виробництва й перевезень невід'ємні $x_r \geq 0$; $y_i \geq 0$; по-четверте, загальні витрати на виробництво й перевезення продукції досягають мінімуму:

$$\sum_{r=1}^R c_r x_r + \sum_{i=1}^n d_i a_i + \sum_{i=n+1}^N d_i y_i \rightarrow \min$$

За способом задавання розглядуваних варіантів розрізняють Р. п. м. з дискретними й неперервними змінними.

Лит. Оптимальное планирование размещения производств, ч. 1. Новосибирск 1963. Кербут А. А., Финкельштейн К. Ю. Дискретное программирование. М., 1969 (Библиогр. с. 334-368). Оптимальный план отрасли. М., 1970 (Библиогр. с. 406-431).

РОЗПАРАЛЕЛЮВАННЯ АЛГОРИТМУ представлення алгоритму (програми) в такому вигляді, щоб можна було суміщати в часі виконання окремих ділянок алгоритму (блоку). Процес Р. а. полягає у виділенні цих ділянок, в описі структури паралельного процесу й синхронізації виконання їх при реалізації алгоритму. Для полегшення Р. а. в деяких мовах програмування (напр., в ПЛ-1, СИМУ-ЛА) передбачено спец. засоби для виділення ділянок в алгоритмі й синхронізації їх. У цьому випадку програміст у певні форми вказує на можливість Р. а., а транслятор і операційна система машини реалізують паралельний процес. Якщо первісний алгоритм записано новою, в якій немає таких засобів, то Р. а. зводиться до сегментації алгоритму та об'єднування сегментів в окремі ділянки за певними правилами. Цю роботу виконує або програміст, або машина за спец. програм сегментацією. В обчисл. машині можуть бути спец. блоки, призначені для сегментації програм. Р. а. збільшує продуктивність обчислювальної системи, яка має кілька процесорів або складається з кількох машин.

Лит. Универсальный язык программирования PL/I. Пер. з англ. М., 1968. Д. О. Постолов.

РОЗПІЗНАВАЛЬНА СИСТЕМА — технічна система, що здійснює розпізнавання сигналів (див. Розпізнавання образів). Р. с. на основі вхідного сигналу, поданого для розпізнавання, виробляє відповідь розпізнавання (див. Відповідь розпізнавальної системи). Приклади Р. с.: 1) читаючий автомат для читання машинописних текстів. Такій Р. с. подається певна кількість машинописних документів стандартного формату. На виході Р. с. маємо послідовність кодів найменувань машинописних анаків у тому порядку, в якому вони є на документах; 2) автомат для розпізнавання мови. Цій Р. с. подається акустичний мовний сигнал. Відповіддю розпізнавання є послідовність надрукованих слів; 3) діагностична мед. машина. На вхід її надходять сигнали про стан хворого, на виході вказується спосіб лікування і доза рекомендованих для лікування ліків. Як і будь-яка інша тех. система, Р. с. характеризується певними тех. показниками, які гарантуються при виконанні умов експлуатації. Специфічними показниками Р. с. є надійність розпізнавання, ймовірність відмови від розпізнавання, серед. час виправлення людською однієї помилки розпізнавання та інші.

Р. с. реалізує алгоритм розпізнавання, який визначає її структуру. Досить спрощено Р. с. можна розчленувати на три частини: блок вироблення ознак (рецептор Р), блок прийняття рішень (класифікатор К) і блок виконавчих пристроїв (ефектор Е). В рецепторі здійснюється т. з. попередня обробка сигналу, тобто перехід від первинних ознак (або сигналу) до вторинних ознак, у просторі яких здійснюється власне розпізнавання. Функцію роз-

пізнавання виконує класифікатор. Результат його рішення ефектор втілює у певну дію (напр., вислічує або друкує результат розпізнавання). В деяких випадках Р. с. можна подати як ланцюжок елементарних Р. с., найчастіше з двох елементарних Р. с. Такий ланцюжок в явному вигляді можна виділити в системі, що розпізнає машинописні слова. Перша елементарна Р. с. розпізнає окремі букви, друга за побуквенними відповідями приймає рішення про слово загалом. У кожній елементарній Р. с. можна виявити свій рецептор, класифікатор і ефектор, при цьому, як правило, в одній елементарній Р. с. збігається в Р. наступної в ланцюжку. Р. с. з явно вираженими ланцюжками з елементарних Р. с. наз. ієрархічними. Взаємодія ступенів (елементарних Р. с.) в ієрархічній Р. с. не зводиться до простого передавання взаємодіючих ланцюжоків, а може бути складнішою. Можливі й зворотні зв'язки, коли вищі ступені керують нижчими. Ці зв'язки можна виявити, напр., у двоступінчастій Р. с. для розпізнавання слів мови, в якій спочатку (1-й ступінь) відбувається членування сигналу на сегменти й пофоновне розпізнавання сегментів, а потім (2-й ступінь) приймається рішення про слово загалом. Для зворотного зв'язку тут полягає в тому, що сегментація стаяє керованою з боку вищого ступеня, щоб одержати найкращий результат розпізнавання. За допомогою зворотних зв'язків можуть залучатися додаткові ознаки відповідно до певної стратегії або може змінюватися спосіб попередньої обробки сигналу (напр., зміна порогів квантування).

За характером використання апріорної інформації про розпізнавані сигнали розрізняють некалібровані, навчувані, самонавчувані та адаптивні Р. с. Ненавчувані Р. с. можуть діяти лише в режимі розпізнавання. Апріорна інформація в цих Р. с. враховується лише на стадії розроблення Р. с. Навчувані й самонавчувані Р. с. можуть діяти і в режимі навчання та самонавчання (див. Навчання розпізнавати образи і Самонавчання розпізнавати образи), коли додатково використовуються апріорна інформація про розпізнавані сигнали, яка міститься у навчальній вибірці. Режим навчання й самонавчання передують режимові розпізнавання. У процесі цих режимів уточнюються (конкретизуються) параметри Р. с., щоб вибрати певні, найбільшого оптимальні у деякому розумінні, режими її роботи. У навчуваних й самонавчуваних Р. с. в відповідні блоки навчання. Ті Р. с., які з метою уточнення своїх параметрів завжди використовують інформацію, яка міститься у сигналах, що подаються для розпізнавання, дістали назву адаптивних, або самопритосовуваних, Р. с. (див. Адаптація в кібернетці). В цих Р. с. режими навчання й розпізнавання не поділяються, а відбуваються одночасно.

В процесі навчання, самонавчання й адаптації можуть змінюватися параметри правила вирішувального, зокрема, еталонні сигнали, а також параметри, що визначають наявність

зв'язків між окремими блоками системи, тобто структуру системи, тощо. Оскільки режими навчання й самонавчання передують розпізнаванню, їх можна здійснити, напр., моделюванням на ЦОМ. Одержані під час моделювання результати навчання й самонавчання використовуються для створення Р. с., яке стає ненавчуваною, бо потреби мати блок навчання й самонавчання вже немає. Переладжують таку ненавчувану Р. с. повторним моделюванням процесів навчання й самонавчання на ЦОМ і заміною відповідних частин.

Р. с. реалізується за допомогою різних тех. засобів. Роль Р. с. може відігравати ЦОМ, що має пристрій для введення в неї сигналів і відповідні математичні забезпечення ЦОМ. В цьому випадку ЦОМ найчастіше використовують як засіб для моделювання процесів розпізнавання і навчання розпізнавання.

На практиці використовують здебільшого ненавчувані Р. с., напр., читальні автомати. Навчувані Р. с. існують у вигляді програм для ЦОМ. За допомогою цих програм розпізнають, напр., окремо вимовлені слова усної мови, розрізняють нафтоносні й водоносні пласти при бурінні свердловин, розрізняють близькі до симптомів захворювання, прогнозують строки служби електронних апаратів тощо. Самонавчувані й адаптивні Р. с. перебувають поки що на стадії теор. досліджень і лабораторних експериментів.

Літ. Баєвський В. Н. Розпізнаючі системи (Гірюччин Н., 1969 [біол. тр. с. 284, 292] Кібернетика и вычислительная техника и Э. Распознавание образов К., 1969; Фейн В. Г. (познание изображений. М., 1970 [біол. тр. с. 284, 296] Т. 1, 1970).

РОЗПІЗНАВАННЯ ЗОРОВИХ ОБРАЗІВ

розпізнавання зображень — окремий випадок розпізнавання образів, коли розпізнаваними сигналами є зображення, що їх одержують, проектуючи об'єкти реального світу на площину. Р. з. о. є одним з найважливіших для практики випадків заг. проблеми розпізнавання образів. Завдання Р. з. о. полягає в створенні методів і пристроїв, які дають змогу автоматично класифікувати різні зображення, виробляти певні рішення на основі кожного спостережуваного зображення або (в певному розумінні) аналізувати їх. Зображення можуть бути зафіксовані на папері, фотоплівці або просто можуть бути картинками навколишнього світу. Завдання автомат. Р. з. о. виникає в тих випадках, коли необхідно обробляти велику кількість якихось зображень і бажано доручити цю роботу машині. Напр., якщо потрібно ввести в ЦОМ інформацію, яка міститься в друкованих чи рукописних документах, бажано уникнути ручного перфорування. Для автоматизації введення потрібний пристрій, здатний розпізнавати зображення кожної літери (або цифри), тобто визначати найменування літери і надсилати у ЦОМ код цього найменування. Таким чином, до одного класу потрапляють зображення, що відповідають літерам одного найменування. Зображення можуть відрізнятися особливостями написання, властивими різним шрифтам

або почеркам, а також найрізноманітнішими випадковими завадами — наприклад, забруднення окремих частин, наявність забруднень тощо. Завдання Р. з. о. виникає й у тих випадках, коли бажано приймати рішення про зображення швидше й надійніше, ніж це можуть зробити люди. Типовими і найважливішими завданнями Р. з. о. є, крім згаданого вище завдання введення текстів у ЦОМ, аналіз фотографій треків частинок, одержуваних під час фіз. експериментів, автоматизація дешифрування аерофотознімків, аналіз мікрофотографій біол. об'єктів, напр., кров'яних тілець тощо.

Порівняно простою можна вважати задачу розпізнавання друкованих цифр або літер певного шрифту. Для її розв'язування було запропоновано багато різноманітних методів. У більшості їх для простоти реалізації використовували лише частину інформації, що міститься в зображенні: вимірювали яскравість (або почорніння) тільки окремих ділянок поля зору (метод зондів, фрагментів), за допомогою слідуючої розгортки простежували контур — поперерну границю білого й чорного полів зображення тощо. Всі ці методи виявилися не досить завадостійкими.

Ретельке вивченню проблеми Р. з. о. показало, що для знаків фіксованого шрифту можна побудувати нескладні моделі математичні об'єктів розпізнавання. Дослідження таких моделей дало змогу порівняти різні методи розпізнавання й істотно вдосконалити деякі з них. Численні теор. й експериментальні роботи показали, що для розпізнавання знаків фіксованого шрифту найзавадостійкішим є метод порівнювання зображень з еталонами або масками. Еталони являють собою ідеалізовані зображення всіх знаків алфавіту. Порівнювання здійснюється в такий спосіб. За допомогою апаратури, в принципі подібної до телевізійної передавальної трубки, зображення розкладається на багато елементарних ділянок, що утворюють прямокутний растр. У кожній ділянці вимірюється яскравість або інша оптична величина, яка характеризує «чорноту» цієї ділянки зображення. Набір результатів таких вимірювань можна розглядати як вектор, компоненти якого дорівнюють значенням яскравості для кожної ділянки растра. Аналогічними векторами представлено еталони. Скалярний добуток вектора зображення на вектор еталона характеризує їхню схожість (див. *Схожість критерії*). За аналогією з подібними обчисленнями в *ймовірнісній теорії*, цей скалярний добуток наз. *кореляційним коефіцієнтом кореляції* (див. *Кореляційний метод розпізнавання*). Треба знати еталон, що дає найбільший коефіцієнт кореляції з цим зображенням. Його найменування або відповідний код є результатом розпізнавання. Порівнювати це зображення з еталонами доводиться багато разів при різному взаємному розміщенні їх, бо точне розміщення зображення наперед не відоме, а попереднє визначення цього положення якимось простішим способом (т. з. *центрування*) не є завадостійким.

Подібний порівняно простий спосіб розпізнавання можна застосовувати лише в найпростіших випадках, коли зображення одного класу мають одне й те саме накреслення й сталі розміри. Проте і в цьому найпростішому випадку постають труднощі, хоч і звані, наприклад, несталістю товщини та контрасту ліній, з випадковими зміщеннями (переносами) зображень щодо раstra. Щоб подолати ці труднощі, доводиться будувати по кілька еталонів для кожного класу і вводити інші ускладнення. При автомат. читанні текстів, крім розпізнавання окремих знаків, виникає задача поділу рядка на знаки. Машиннописні знаки здебільшого не відділені один від одного чіткими пробилами, тому постає проблема розпізнавання складного зображення, утвореного з відомих елементарних частин. Як складні зображення розглядають і літери довільного накреслення, утворені в прямолінійних відрізках та дуг, анімки треків, різні кресленки тощо.

Т. з. лінгвістичний підхід до аналізу складних зображень полягає в тому, що набір відомих правил, за якими складні зображення утворюються з певних елементарних частин, розглядається як *граматика формальна*. В цьому разі проблема розпізнавання зводиться до формально-синтаксичного аналізу складного зображення. Напр., при розпізнаванні літер елементарні частини являють собою найрізноманітніші прямолінійні відрізки та дуги, а граматика — набір правил, за якими треба побудувати перший відрізок, а потім приєднувати все нові частини до частково побудованого зображення, щоб вийшла певна літера. Аналіз полягає в тому, що для даного зображення якимсь способом, що виходить за рамки лінгвістичного підходу, виокремлюють усі відрізки (й дуги), а потім перевіряють, чи є між ними відрізок, що може відігравати роль першого при побудові певної літери за заданими правилами. Потім перевіряють, чи приєднано до нього належним чином другий відрізок і т. д. В разі невідповідності з правилами приймається висновок, що це зображення не належить до множини допустимих.

Лінгвістичний підхід має істотну ваду: треба, щоб елементарні частини було розпізнано безпомилково. На практиці таку високу важко виконати, бо реальні зображення завжди більшою чи меншою мірою спотворені різними завадами. Через це практичними потребами краще відповідає така складніша постановка задачі розпізнавання або аналізу складних зображень: дано правила складання еталонних зображень з елементарних частин; для певного (спотвореного завадами) зображення треба знайти найбільш схоже на нього еталонне зображення з числа допустимих. Кількісне вимірювання схожості здійснюється на основі знання статистичних характеристик завад. Розв'язування такої задачі пов'язане з заг. випадку з певними матем. труднощами. Але такі окремі задачі, як поділ рядка та аналіз треків, можна успішно розв'язати. Для експериментальної перевірки різних методів розпізнавання найзручнішим і найуніверсальнішим

є спосіб моделювання на ЦОМ. Треба, щоб ЦОМ було обладнано спец. візним пристроєм, що здійснює розгортку зображень, тобто вимірювання його ясності (або іншої оптичної характеристики) в усіх потрібних ділянках раstra. Результати вимірювання ясності вводяться у цифровій формі в ЦОМ. Розпізнавання здійснює ЦОМ, яка обробляє введені дані за спец. програмою. Завдяки цьому можна легко й швидко порівнювати між собою ефективність найрізноманітніших методів розпізнавання і вносити в них удосконалення, тобто переробляти треба лише програму для ЦОМ. Проте для практичного застосування розпізнавання за допомогою ЦОМ здебільшого непрактично, бо навіть найдуже швидкодіючі ЦОМ виконують розпізнавання надто повільно. Для розпізнавання одного зображення потрібно десятки секунд або навіть кілька хвилин. Це пояснюється тим, що ЦОМ виконує всі операції послідовно. Для практичного застосування створюють спеціалізовані обчисл. пристрої, в яких багато необхідних операцій виконуються паралельно, хоча й з меншою, ніж у ЦОМ, точністю. Такі пристрої, оскільки призначення яких розпізнавати літери й цифри, наз. *читачами автоматизованими*. Створення таких автоматів сприяє дальшому розв'язуванню задачі Р. в. о. Лабораторні експерименти щодо розв'язування задачі Р. з. о. тривають. Найефективнішою з систем є створена у Станфордському університеті (США) система єпо — рука, де керування мех. рукою здійснює велика і дуже швидкодіюча ЦОМ, обладнана телевізійною камерою та програмами для розпізнавання найпростіших об'єктів реального світу: кубиків різних розмірів. Рука може за завданням брати з підлоги кубики потрібної форми й складати з них піраміду. Припускають, що в майбутньому подібні системи буде використано для створення роботів, які «бачитимуть».

П. А. Новалеский,

РОЗПІЗНАВАННЯ МОВНИХ СИГНАЛІВ — автоматичне зарахування поданого сигналу мовлення до одного з взадаєгідь визначених класів. Розв'язування задачі Р. м. с. означає знаходження способу класифікації мовних сигналів, який найточніше відповідає класифікації, що її здійснює людина. Р. м. с. у широкому значенні — це фонемне перекодування мовного акустичного сигналу. Класами мовних сигналів у цьому разі є фонем. Поняття «фонема» визначають як позначення всіх тих елементарних звуків мови, яким відповідає при написанні в фонетичній транскрипції одна й та сама буква або символ. Р. м. с. у вузькому значенні — це розв'язування окремих задач розпізнавання мови, коли для того, щоб полегшити розв'язування задачі розпізнавання, штучно обмежують умови, за яких роблять класифікацію. Такою задачею є, наприклад, розпізнавання ізольовано вимовлених слів із задалегідь вибраного словника. Залежно від поставленої мети відповідно при Р. м. с. може бути не лише фонема або слово, а й індивідуальність диктора (ідентифікація особи за її голосом), його емоційний стан тощо.

Зі створенням моворозпізнавальних автоматів відкриваються можливості організувати зв'язки людини з машиною в найзручнішій для людини формі — за допомогою голосу. Здебільшого для керування машинами й механізмами, для введення в керуванні й обчислювальні системи даних і команд за допомогою голосу досить мати моворозпізнавальні автомати, які б розрізняли кількесот слів.

Перші праці в Р. м. с. виконано 1943. Ці дослідження встановили можливість автоматичного Р. м. с. Виплоди запропоновано багато



Видоспектрограма розпізнавального слова «Усім».

різних, часто досить складних, пристроїв, призначуваних для фонемного, поскладового й послідовного Р. м. с. Проте експериментальні випробовування показали їхню непридатність для цієї мети. Тоді спробували переробити деякі пристрої для розпізнавання обмеженої кількості складів і слів (до ста слів у словнику). Проте й ці спроби були невдачі. Ось причина невдач полягала в недосконалості застосовуваних методів розпізнавання. Нові можливості в Р. м. с. виникли з появою електронних обчисл. машин. Застосовуючи їх, ось увагу приділяють методам Р. м. с. та експериментальній перевірці їх. Успіхи, досягнуті в Р. м. с., досить скромні. Ще немає пристроїв серійного виробн., які б розв'язували хоч якусь окрему задачу Р. м. с. Є тільки діючі алгоритми та програми, які реалізовано за допомогою обчисл. машин і які можуть розпізнавати ізольовано вимовлене слово з фіксованого набору. Кількість розпізнаваних слів — кілька сотень для одного диктора й кілька десятків — для багатьох дикторів. Надійність розпізнавання становить 90—95%.

При Р. м. с., як і при розпізнаванні образів взагалі, виходять з деяких ознак, які в разі Р. м. с. є результатом аналізу сигналів на виході мікрофонного підсилювача. Виділяють ознаки, які більш чи менш повно описують позицію артикуляційних органів у процесі мовлення. Для цього використовують, в основному, миттєвий спектр мови, який задає спектральний розподіл енергії мовного сигналу за часом. Миттєвий спектр мови наочно зображують т. з. малюнками видимого мовлення або відеоспектрограмами. На мал. подано відеоспектрограму рос. слова «усім». На осі абсцис відкладено час, на осі ординат — частоту. Яскравістю (чорнотою) моделюється величина спектральної інтенсивності, темні ділянки зображення відповідають інтенсивнішим складовим мовного сигналу. Одержують миттєвий спектр за допомогою аналізаторів мовлення, які містять паралельну систему вузькосмутих фільтрів. Відеоспектрограми окремої фонем, складу або слова змінюються від вимови до вимови залежно від умов навколишнього середовища, темпу мовлення, манери вимови, індивідуальності диктора тощо. Відеоспектрограми фонем зв'язаного мовлення значною мірою залежать від сусідніх фонем. Змінюваність відеоспектрограм з кожним реалізацією утворює Р. м. с.

В розробці алгоритмів автоматичного Р. м. с. переважають два підходи, які умовно наз. модельним і логічним. При модельному підході, спираючись на відомі властивості мовного сигналу, формують матем. моделі (зокрема, статистичні) всіх можливих відеоспектрограм мовлення для кожного класу. З цих моделей, вдаючись, напр., до байєсівського вирівнювального правила, виводять оптим. алгоритм розпізнавання. Одним з можливих способів побудови моделі є конструктивне задавання всіх можливих відеоспектрограм слова мовлення. Для цього слово мовлення зображують якоюсь упорядкованою сукупністю елементарних еталонних сигналів, які є частинами фонем. З них за певними правилами конструюють усі можливі еталони слова, які відрізняються тривалістю й інтенсивністю фонем, з яких складається слово. Розпізнаванням невідомого слова полягає в синтезі для нього еталону найбільшої вірогідності й у зарахуванні слова до того класу, з еталонних елементів якого виходить найвірогідніший еталон. Задачу синтезу розв'язують методами програмування динамічного Ціліком аналогічно формують і розв'язують задачу розпізнавання зншого (зв'язаного, без пауз між словами) мовлення, складеного із слів заданого словника. У цьому разі розв'язування задачі Р. м. с. полягає в тому, щоб відпункти найвірогіднішу усну фразу, складену з конструйованих еталонів слів, і вказати послідовність слів, з еталонів яких складено таку фразу. Моделі мовних сигналів можна сформулювати з точністю до невідомих параметрів. Тоді звичайна потреба в навчальних алгоритмах Р. м. с. Для таких алгоритмів у процесі навчання оцінюють невідомі параметри, напр.,

еталонів слова. Внаслідок напівчужого алгоритму Р. м. с. легко перенастроюються на розпізнавання інших класів мовних сигналів.

При логічному відході звуко-спектрограми прагнуть виділити певні стійкі вторинні ознаки, які набувають однакового значення при всіх реалізаціях одного класу чи групи класів. Такі ознаки, як правило, формують для жорстко фіксованого (раз назавжди вибраного) набору класів. Напр., щоб розрізнити слова «мама» й «Саша», досить скористатися двійковою ознакою — є шумний звук чи немає його. За цією ознакою слова мови можна поділити на дві групи. Приклади інших ознак: наявність одного голосного звука чи слові, наявність двох голосних у слові, знак різниці енергій сигналу в нижній і верхній частинах спектра, наявність глухої змички в слові тощо. Розпізнавання невідомого слова полягає в тому, щоб перевірити певні логічні умови в просторі вторинних ознак і зарахувати слово до того класу, для якого ці умови справджуються.

Ось, зусилля дослідників з Р. м. с. спрямовано на те, щоб розпізнавати слова мовлення певного словника. Перевагу надають т. з. двоступінчастим системам розпізнавання, в яких спочатку виділяють частини мовного сигналу, дрібніші за слово, напр., склади, фонемні або елементи фонем, а потім розпізнають ці частини й приймають рішення про слово загалом. Членування на частини виконують не жорстким, а керуванням — залежно від прийнятих рішень на другому ступені, зокрема, роблять цілеспрямований перебір усіх можливих варіантів членування. Двоступінчасту систему можна розглядати як реалізацію одного з найпростіших варіантів пофоновим принципів розпізнавання слів мовлення. Один з можливих підходів до розв'язування задачі Р. м. с. у широкому значенні полягає в тому, щоб збільшити кількість слів, розпізнаваних двоступінчастою системою, і оптимізувати цю систему; це, можливо, зрештою приведе до реалізації фонемного або близького до нього принципу розпізнавання мовлення на першому ступені.

На формулювання алгоритмів Р. м. с. великий вплив мають дослідження з мовотворення та сприймання мовлення людиною. Ці дослідження дають змогу вивчати властивості мовного сигналу й принципи переробки його Лил. Саломонзон М. А. Речевий сигнал в кабельній системі. М., 1963 [Бібліогр. с. 419—430]. Волошин Г. Я. Об использовании языковой избыточности для повышения надежности автоматического распознавания речевых сигналов. В кн. Вычислительные системы, в. 28. Новосибирск, 1967. Видіюк Т. К. Распознавание слов устной речи методами динамического программирования. «Кибернетика», 1968. № 1. Трунц В. Вспомогательная семантика. Автоматическое распознавание звуковых образов. К., 1969. Ветичко В. И. Загоровко Н. Г. Автоматическое распознавание ограниченного набора устных команд. В кн. Вычислительные системы, в. 36. Новосибирск, 1969. Чистович Л. А., Кожеников В. А. Восприятие речи. В кн. Вопросы теории и методов исследования восприятия речевых сигналов в. 22. М., 1969. Видіюк Т. К. Последовательное распознавание непрерывной речи, составленной из слов заданного словаря. «Кибернетика», 1971, № 2. Т. К. Видіюк.

РОЗПІЗНАВАННЯ ОБРАЗІВ — процес, при якому на підставі численних характеристик (ознак) якогось об'єкта визначається одна або кілька мовних, найістотніших його характеристик, зокрема, його приналежність до певного класу об'єктів. Розв'язати задачу розпізнавання образу — значить за непрямыми даними знайти правдана, за якими кожному наборові значень ознак якогось об'єкта ставиться у відповідність одне рішення із заданої множини можливих рішень, що визначають істотні характеристики цього об'єкта. Задачами Р. о. є, напр., задачі розпізнавання зорових сигналів (рукописних чи друкованих літер і цифр, фотографій реальних об'єктів тощо), звукових сигналів (напр., слів усного мовлення), задачі мед. і тех. діагностики тощо. Істотним тут є те, що одному й тому самому результату розпізнавання або рішення відповідає багато входних сигналів, відмінність між якими залежить від діяння невідомих факторів.

Автоматичне Р. о. застосовують для введення інформації в автомат. системи, напр. у ЦОМ, та в тих випадках, коли людині важко прийняти рішення через надто велику кількість первісних даних, не пристосованих для людського розпізнавання, напр., при діагностиці несправностей механізмів за шумом. Основні поняття і термінологія. У кожній задачі розпізнавання первісними даними є результати спостережень або безпосередніх вимірювань. Їх наз. *первинними ознаками*, а сукупність усіх первинних ознак — *вхідним сигналом*. Напр., у випадку, коли розпізнаються звуки, за первинні ознаки можуть вважати значення звукового тиску в дискретні моменти часу. Результатом одного акту розпізнавання є рішення, а результатом розв'язання задачі розпізнавання є *правильне вирішувальне* (або алгоритм прийняття рішення, або вирішувальна функція), яке визначає відображення множини сигналів на множини рішень, тобто для кожного сигналу вказує на певне рішення. Якщо множина рішень дискретна і різних рішень небагато, то розпізнавання можна розглядати як класифікацію. Вирішувальна функція в цьому випадку ділить множину сигналів на підмножини, які наз. *класами*, так що кожному класові відповідає одне певне рішення. У тих випадках, коли множина сигналів є топологічним простором, тобто коли доцільно говорити про близькість двох сигналів, границі класів наз. *розділяючими поверхнями* (зокрема, це можуть бути гіперплощини).

Здебільшого існує певна об'єктивна класифікація сигналів, яка, в принципі, може бути відомою, якщо доступні деякі додаткові (щодо вхідного сигналу) відомості. Напр., коли розпізнають корисні копалини за даними геол. розвідки, відомості про об'єктивну наявність копалин можна, в принципі, одержати, якщо зробити спробу видобути їх. Проте є й такі випадки, коли такої об'єктивної класифікації не існує, напр., при розпізнаванні погано написаних рукописних знаків, бо різні люди

можуть прочитати подібний, окремо взятий знак по-різному. Об'єктивну класифікацію можна описати за допомогою певного дискретного параметра, що його наз. шуканим параметром. Тоді слід вважати, що сигнал належить від шуканого параметра. В заг. випадку може бути кілька шуканих параметрів, і вони можуть бути неперервними. Напр., у задачі тех. діагностики став механізму, який розпізнають, визначаючи створюваний цим механізмом шум, характеризується величинами вазорів між спряжуваними поверхнями, зокрема, вазорами з підшипників. Величини вазорів і є шуканими параметрами.

Сфера практичних застосувань. Методи Р. о. можна застосовувати для розв'язування таких практичних задач: 1) розпізнавання літер і цифр з метою введення даних у ЦОМ; 2) розпізнавання слів усного мовлення з метою введення даних у ЦОМ або керування автоматами; 3) діагностика захворювань, де неперервна множина рішень являє собою множину способів лікування; 4) діагностика несправностей машин; 5) обробка даних геод. розвідкування, при якій рішення приймають залежно від наявності певних координат; 6) обробка радіолокаційних сигналів з прийняттям рішень залежно від наявності певних об'єктів, які виявляються, та залежно від значень параметрів, що характеризують ці об'єкти; 7) автомат. класифікація живих ілти, напр., кров'яних тілець, які спостерігають під мікроскопом; 8) обробка фотографій слідів частинок у фіз. експериментах, щоб визначити параметри частинки і відібрати знімки, які відображають інтереси для фізики кодів; 9) розпізнавання фраз або слів певного тлуму в тексті, на писаному формальною чи природною мовою; 10) розпізнавання алгебр. виразів певних типів під час виконання формальних перетворень над формулами за допомогою ЦОМ.

Ці задачі за своєю природою істотно відрізняються одна від одної. В перших двох необхідно знайти такий спосіб класифікації вхідних сигналів, який якнайточніше відповідав би класифікації, яку здійснює людина. Це вимовлене тим, що різні варіанти написання літер та вимови слів пристосовані для людського сприйняття. В задачах 3) — 8) існують деякі об'єктивно правильні рішення, які, в принципі, можна вважати, маючи в своєму розпорядженні додаткові (щодо вхідного сигналу) дані. В цих випадках треба, щоб вирішувальна ф-ція якнайточніше відтворювала ці правильні рішення. В задачі 10) припускають, що формальне означення класу алгебр. виразів відоме, і задача розпізнавання полягає в перетворенні такого означення на правило прийняття рішення щодо належності до певного класу. Здійснити таке перетворення іноді буває складно. Досить згадати, напр., що розглядані в теорії скінчених автоматів *регулярні події та вирази* задають строго визначені множини слів. Проте побудувати *автомат скінченний*, який вказує належність будь-якого слова до такої множини, загалом кажучи, дуже важко.

Формальні постановки задачі. Серед перелічених вище задач розпізнавання лише 10-а задача має формальну матем. постановку. Проте й багато які з решти задач допускають формальну постановку. Вона базується на більш-менш обгрунтованих гіпотезах про процеси, які визначають залежність певних ознак від тих величин чи параметрів, щодо значень яких треба приймати рішення. Ці гіпотези можуть стосуватися властивостей різних підмножин, властивостей вирішувальних ф-цій чи характеру процесів, які породжують спостережувані сигнали. Розрізняють чотири типи задач, що стосуються проблеми Р. о. і відрізняються одна від одної постановками. Нижче наведено деякі спрощені постановки цих задач.

1) **Задача класифікації.** Дано розподіл імовірностей сигналу, залежний від якогось дискретного параметра, що його наз. шуканим, або якісь умови, тем залежні від параметра, яким має задовольняти сигнал. Вказано деякий критерій, який наз. *риском розпізнавання* і який характеризує якість вирішувальної ф-ції для різних значень параметра (в середньому або для «найгіршого» значення параметра). Можна сказати, що критерій характеризує ступінь відповідності одержуваних рішень справжнім значенням параметра, тобто «правильності» рішень. Потрібно знайти найкращу (з розуміння цього критерію) вирішувальну ф-цію. Якщо дано розподіл імовірностей, розпізнавання зводиться до однієї із задач теорії статистичних розв'язань (див. *Статистичні методи розпізнавання*). Випадок, коли задано умови, які визначають неперетинні підмножини значень сигналу для кожного значення шуканого параметра, з першого погляду здається тривіальним, оскільки рішення містяться в умовах задачі. Проте це не завжди буває так, бо умови, які цілком точно вказують підмножини, іноді дуже важко безпосередньо перевірити. В таких випадках треба знайти ефективний спосіб перевірки умов. У цьому полягає розв'язання задачі класифікації.

Нехай, напр., кожну підмножину задано як поєднання гіперкуля, що їхні центри лежать на якійсь гіперповерхні, заданій параметричними рівняннями. Очевидно, що тим самим множини сигналів кожного класу повністю визначено. Але незважаючи на це, перевірити приналежність довільного даного сигналу до якогось класу дуже важко, бо для цього треба здійснити багато обчисл. операцій. Справді, якщо зазначена гіперповерхня не є гіперплощиною, то для кожної комбінації значень параметрів необхідно обчислити відстань від точки, що відповідає даному сигналові, до точки на гіперповерхні. Нехай положення точки на гіперповерхні визначається n параметрами, кожний з яких набуває m істотно відмінних одне від одного значень. Тоді треба виконати m^n обчисл. операцій. Вже при $m \approx 10$ та $n \approx 5$ виконати таке число операцій стає важко навіть у тому разі, коли використовують засоби

цифрової та аналогової обчислювальної техніки. При $n > 15$ це нездійсненне. Тому, незважаючи на те, що підмножини сигналів задано, задача класифікації може дашатися нетриivialною. В цьому разі вона полягає у відшуванні ефективного способу перевірки приналежності сигналу до однієї з заданих підмножин.

2) **Задача описання.** Дано множини якихось елементарних сигналів і правила складання складного сигналу з елементарних (правила синтезу). Треба знайти правила аналізу, тобто правила, за якими, маючи реалізацію складного сигналу, можна знайти ті елементарні сигнали, з яких його складено, та зазначити правила синтезу, за якими його складено. Напр., зображення літери можна розглядати як зображення, складене з елементарних частин — відрізки прямих ліній та дуг кіл. Правила синтезу визначають вибір потрібних відрізків та порядок їх з'єднання один з одним. Описування цього зображення літери полягає у перелічуванні відрізків, з яких вона складається, та в зазначенні того, як вони розміщені один щодо одного. Задача описування ускладнюється, коли певні правила синтезу можна зазначити лише для деяких ідеалізованих сигналів, що їх наз. *еталонами*, а спостережувані сигнали відрізняються від еталонів тим, що в них є випадкові завади. В цьому разі треба або щоб були відомі статистичні властивості завад, або щоб було прийнято певні припущення про ці властивості. Розв'язати задачу описання в цьому разі, це значить, визначити правила знаходження такого еталона, який складено за заданими правилами синтезу і який, водночас, є з певного сигналу найвірогіднішим, тобто в певному розумінні найближчим до цього сигналу.

3) **Задача навчання** (див. *Настечка розпізнавати образи*). Ця задача виникає тоді, коли в умові однієї з задач типу 1) чи 2) є, крім шуканого параметра, ще й якийсь невідомий, т. з. сталий, параметр, про який відомо лише те, що він зберігає стаке значення. Отже, розподіл ймовірностей, або умови, які задають підмножини сигналів чи множини допустимих еталонів, визначено не повністю. Дано також *навчальну вибірку*, яка являє собою послідовність сигналів, що спостерігалися за цих умов, щодо кожного з них зазначено правильне рішення. Треба побудувати *вирішувальну ф-цію*. В разі навчання умови задачі визначають не єдину *вирішувальну ф-цію*, а цілу сім'ю таких функцій. За допомогою *навчальної вибірки* й заданого критерію якості розпізнавання (риску) можна вибрати найкращу щодо цього критерію *вирішувальну ф-цію* з сім'ї. Нехай, напр., відомо, що сигнали кожного з двох класів являють собою *к-вимірні випадкові величини* зі сферично симетричними нормальними розподілами, але значення середніх невідомі. Середні в цьому разі являють собою *багатовимірний сталий параметр*. За критерій якості розпізнавання візьмемо ймовірність помилки. Ці умови визначають, як можливі *вирішувальні ф-ції*, сім'ю ліній-

них порогових функцій виду $d = \text{sign} \left(\sum_{i=1}^n a_i x_i + a_0 \right)$, де x_i — первинні ознаки, a_i ($i = 0, 1, 2, \dots, n$) — коефіцієнти, вибір яких залежить від значень сталого параметра. Коефіцієнти a_i треба вибрати так, щоб гіперплощина $\sum_{i=1}^n a_i x_i - a_0 = 0$ найкраще щодо ймовірності помилки розділяла сигнали, що входять до *навчальної вибірки*.

4) **Задача самонавчання** (див. *Самонавчання розпізнавати образи*). Постановка цієї задачі подібна до постановки попередньої задачі і відрізняється від неї тільки тим, що *навчальна вибірка* містить лише послідовність сигналів, правильних рішень у ній не зазначено. Як найпростіший приклад розглянемо *однодимірний випадковий сигнал*. Нехай відомо, що кожному з двох класів відповідає нормальний розподіл сигналів з певним середнім та відомими рівнями дисперсій. Якщо дано *навчальну вибірку*, яка являє собою випадкову вибірку в обох розподілах, то за цю вибірку можна підготувати значення середніх, напр., за методом найбільшої правдоподібності. Коли дисперсії однакові, то рішення буде неоднозначне: класи можна поміняти місцями. Взагалі однозначність рішення задачі самонавчання залежить від повноти тих відомостей про розподіли чи підмножини сигналів, які є в умові задачі.

Оскільки способи розв'язування цих задач. Задачі класифікації здебільшого можна сформулювати як статистичні. Тому одним способом розв'язування таких задач слід вважати побудову *байєсівського вирішувального правила*. Проте в багатьох практичних важливих випадках розподіли ймовірностей, які необхідно знати, щоб розв'язати задачу Байєса, описуються *багатовимірними інтегралами* і їх обчислити досить важко.

Задачі описання складних сигналів за відсутності завад, зокрема задачі розпізнавання фраз та алгебр виразів, можна розв'язати методами, аналогічними формально-синтаксичному аналізу. Правила складання складного сигналу з елементарних розкладають при цьому як *граматику формальну*. Задача описування складних сигналів за наявності завад, якщо її розглядати як відшукування *граматичної конструкції*, найближчої до даного сигналу, зводиться до задачі відшукування найкоротшого шляху на графі і розв'язується відомими методами розрахунку сіток. Задачі навчання та самонавчання зводяться здебільшого до відшукування екстремуму якогось критерію (зокрема, функції *правдоподібності*) за параметрами *вирішувальної ф-ції*. Оскільки параметрів, як правило, багато, ці задачі є одними з найскладніших щодо обчислювання. Більшість таких задач за однократними критеріями можна розглядати як окремі випадки *стохастичної апроксимації* (див. *Стохастичний апроксимаційний метод*).

У найпростішому випадку, коли кількість класів дорівнює двом і з умови задачі випливає, що вирішувальну ф-цію можна знайти в класі лінійних порогових функцій від перших ознак, задачу навчання можна сформулювати як задачу відшукування такого напрямку e , для якого, напр., $\text{sign}(x_i, e) = \text{sign}$, за умови $|e| \leq 1$, де $x_i = v_i$ — для сигналів v_i з 1-го класу та $x_i = -v_i$ для сигналів v_i з 2-го класу. Нелінійні вирішувальні ф-ції вдається знайти в тих випадках, коли з умов відомо, що вирішувальну ф-цію $d(x) = \text{sign} f(x)$ можна представити за допомогою достатньо короткого ряду $f(x) = \sum_{i=1}^N c_i \varphi_i(x)$, де $\varphi_i(x)$ —

довільні, заздалегідь задані функції, а число N може досягати кількох сот або, щонайбільше, кількох тисяч. Така задача зводиться до відшукування лінійної вирішувальної ф-ції в єсприйнятному просторі вторинних ознак $\varphi_i(x)$. І її можна розв'язати, зокрема, або потенціальних функцій методом, або за допомогою алгоритму перцептрона. При цьому слід мати на увазі, що універсальним, тобто застосовним для будь-якої функції $f(x)$ цей метод є лише тоді, коли сигнали x малоимірні. В цих випадках як набір функцій $\varphi_i(x)$ можна взяти якусь повну систему функцій, і тоді будь-яку $f(x)$, що задовольняє досить заг. вимоги, можна з достатньою мірою точності зобразити коротким рядом. Проте кількість членів ряду, необхідних для одержання прийнятної точності апроксимації, зростає так швидко зі зростанням розмірності сигналу x , що вже за розмірності, більшої як 5, універсальну систему функцій побудувати неможливо. А в більшості практично важливих задач розпізнавання розмірності сигналу становить кілька десятків або навіть кілька сотень.

Практичні досягнення галузі Р. о. стосуються насамперед створення чітких автоматів, призначених для безпосереднього введення в ЦОМ буквенно-цифрової інформації. Істотні успіхи одержано й для інших зображень (див. Розпізнавання зорових образів) та в галузі автомат. розпізнавання мовних сигналів. Але ці роботи ще вийшли поки що за межі лабораторій. Багато успішних спроб застосувати методи розпізнавання зроблено в галузі обробки геолого-розвідувальних даних і насамперед для розпізнавання нафтоносних шарів. Певних успіхів досягнуто і в розпізнаванні захворювань за наборами симптомів. Іл. між с. 376—377.

Лит. Читачице автом. і розпізнавання образів. К. 1965. Ковалевський В. А. Розпізнавання образів: зарисунки для науки. К., 1970 [бібліогр. с. 87—92]. Автоматический анализ сложных изображений. М. 1969. В. А. Ковалевский.

РОЗПІЗНАВАННЯ ПРОЦЕСІВ — прийняття рішення про послідовність станів k якогось об'єкта в моменти часу $t = 1, 2, \dots, m$ (або про параметри цієї послідовності) на підставі послідовності сигналів (ознак) v_t , що характеризують цей об'єкт у ті ж самі моменти часу.

Для Р. п. характерним є те, що послідовні стани залежать один від одного, тому опт. рішення про стан об'єкта в будь-який момент часу можна прийняти лише знаючи значення ознак, взагалі кажучи, в усі моменти часу. Якщо стани в послідовності взаємно незалежні, то опт. рішення про послідовність станів зводиться в послідовність опт. рішень про можливий стан окремо. Специфічні риси Р. п. найяскравіше ілюструються на прикладі марковських процесів. Для розв'язування задачі Р. п. має бути задано апріорний розподіл ймовірностей $p(k_1, k_2, \dots, k_m)$ послідовності станів і умовний розподіл $p(v_t, v_2, \dots, v_m | k_1, k_2, \dots, k_m)$, що вказує, як спостережувані сигнали залежать від станів. У випадку марковських процесів припускають, що розподіл ймовірностей станів у момент t цілком визначається станом у момент $t-1$, тобто справджується рівність $p(k_t | k_1, k_2, \dots, k_{t-2}, k_{t-1}) = p(k_t | k_{t-1})$. Це означає, що апріорний розподіл ймовірностей послідовностей станів цілком визначається т. з. перехідними ймовірностями $p(k_t | k_{t-1})$:

$$p(k_1, k_2, \dots, k_m) = p(k_1) \prod_{t=2}^m p(k_t | k_{t-1}).$$

Щодо залежності послідовностей сигналів $v_1, v_2, \dots, v_{m-1}, v_m$ від послідовності станів припускають, що сигнал у момент t залежить лише від стану в цей момент часу, тобто

$$p(v_t | k_1, k_2, \dots, k_m) = p(v_t | k_t);$$

$$p(v_1, v_2, \dots, v_m | k_1, k_2, \dots, k_m) = \prod_{t=1}^m p(v_t | k_t).$$

Можна навести такі приклади задач Р. п., для яких зазначена модель є досить правдоподібною.

1) Припустимо, що k_1, k_2, \dots, k_m — послідовність станів досліджуваного хворого на t -й, 2-й і m -й день, а v_1, v_2, \dots, v_m — результати спостережень за хворим у ті самі дні. На підставі цих спостережень та знання про перехідні ймовірності $p(k_t | k_{t-1})$, характерні для цього захворювання, потрібно визначити стан хворого в момент m , де m — дата сьогоднішнього дня. Стани $k_{m-1}, k_{m-2}, \dots, k_1$ хворого за попередні дні невідомі, відомо лише, що їх супроводять сигнали $v_{m-1}, v_{m-2}, \dots, v_1$. В разі, коли потрібно визначити стан хворого з мин. ймовірністю помилки, задача полягає в тому, щоб знайти таке значення k_m , для якого ймовірність $p(k_m | v_1, v_2, \dots, v_m)$ є максимальною. Цей розподіл ймовірностей обчислюють за допомогою такої рекурентної процедури:

$$\begin{aligned} p(k_1 | v_1, v_2, \dots, v_m) = \\ = 3^{-1} \sum_{k_{t-1}} p(k_{t-1} | v_1, v_2, \dots, \\ \dots, v_{t-1}) p(k_t | k_{t-1}) p(v_t | k_t), \end{aligned}$$

де $S = \sum_{k_1} p(k_1 | v_1, v_2, \dots, v_r)$ — нормувальний множник.

Обчисливши спочатку ймовірність $p(k_1 | v_1)$ за формулою Байеса, а потім послідовно розподіли $p(k_2 | v_1, v_2)$, $p(k_3 | v_1, v_2, v_3)$ і т. д., можна визначити й потрібний розподіл $p(k_m | v_1, v_2, \dots, v_m)$. 2) Припустимо, що перехідні ймовірності $p(k_i | k_{i-1})$ різні для різних заховорвань, тобто відомі лише ймовірності $p(k_i | k_{i-1}, a)$, де a — заховорвання, що в цьому разі невідоме. На основі послідовності сигналів v_1, v_2, \dots, v_m про хворого потрібно визначити характер заховорвання a , якщо відомим є апіорний розподіл $p(a)$. Цю задачу можна звести до попередньої, ввівши якийсь узагальнений стан z_i , що дорівнює парі (k_i, a) , а перехідними ймовірностями $p(z_i | z_{i-1}) = p(k_i, a_i | k_{i-1}, a_{i-1})$, які дорівнюють $p(k_i | k_{i-1}, a)$, якщо $a_i = a_{i-1} = a$, і дорівнюють нулеві в протилежному разі. Звівши так задачу до попередньої, можна визначити розподіл $p(k_m, a | v_1, v_2, \dots, v_m)$. 3) Іноді виникає задача поновити всю послідовність станів k_1, k_2, \dots, k_m (а не лише останній її елемент), якщо відома послідовність сигналів v_1, v_2, \dots, v_m . Якщо потрібно вказати найімовірнішу послідовність станів (а це не те саме, що знайти послідовність найімовірніших станів), то задача зводиться до відшукування таких значень для станів k_1, k_2, \dots, k_m , які забезпечують максимум виразу $\prod_{i=1}^m p(k_i | k_{i-1}) p(v_i | k_i)$. Цей максимум і його місце можна визначити за допомогою методів програмування динамічного.

До Р. д. зводяться і багато задач розпізнавання зорових і звукових сигналів (див. Розпізнавання образів).

Літ. Хаазен Э. М. Методы оптимальных статистических решений и задачи оптимального управления. М., 1968 (Обзор г. 251, 253). Беллман Р. Динамическое программирование (пер. с англ. М., 1968).

РОЗПОДІЛ ІМОВІРНОСТЕЙ — одно з основних понять теорії ймовірностей. Р. і. випадкової величини ξ — це набір ймовірностей, який визначає ймовірність того, що випадкова величина набуває значення з різних відножних числової осі. Якщо можливі значення випадкової величини становлять скінченну або нескінченну послідовність, то Р. і. визначають, задаючи ці значення x_1, \dots, x_n, \dots і відповідні їм ймовірності p_1, \dots, p_n, \dots . Напр., якщо ξ — число очок, які випадають на верхній грані симетричної гральної кости, то Р. і. ξ задають такою табл.

Можливі значення	1	2	3	4	5	6
Відповідні ймовірності	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$

Якщо ξ — кількість пострілів до першого влучення в ціль (ймовірність влучання при одному пострілі дорівнює p), то Р. і. ξ наз. геометричним і задають його такою таблицею:

Можливі значення	Відповідні ймовірності
0	p
1	$(1-p)p$
\dots	\dots
n	$(1-p)^{n-1}p$

Р. і. такого виду наз. дискретним. Найважливіші приклади дискретних розподілів: *Бернуллі розподіл* і *Пуассона розподіл*. При дискретному Р. і. задання значень разом з відповідними ймовірностями визначає ймовірність попадання випадкової величини в будь-яку підмножину A числової осі за ф-лою $P(A) = P(\xi \in A) = \sum_{x_i \in A} p_i$. Але задати

Р. і. передлічуванням можливих значень і відповідних ймовірностей можна не завжди, бо можливі значення можуть цілком заповнити цілий проміжок, і, отже, їх не можна розмістити у вигляді нескінченної послідовності. Напр., якщо випадкова величина ξ рівномірно

розподілена на відрізку $[-\frac{1}{2}, \frac{1}{2}]$, подібно до похибок заокруглення при вимірюванні неперервних величин, то ξ може набувати будь-якого значення на цьому відрізку, при цьому ймовірність кожного окремого значення дорівнює нулеві. Р. і. таких випадкових величин задають зазначенням ймовірності того, що випадкова величина набуває значень в будь-якого задаленого визначеного інтервалу $[a, b]$. При цьому досить вказати ймовірності попадання в усі нескінченні підінтервали $(-\infty, x)$, тобто ймовірності подій $\{\xi < x\}$. Ймовірність $P(\xi < x) = F(x)$ залежить від x і наз. *функцією розподілу* випадкової величини ξ . Ф-ція розподілу — неспадна ф-ція, неперервна зліва і така, що $0 \leq F(x) \leq 1$, $F(-\infty) = 0$, $F(+\infty) = 1$. Ймовірності попадання в будь-який підінтервал виражають через ф-цію розподілу, а саме: $P(a \leq \xi < b) = F(b) - F(a)$. При кожному x $P(\xi = x) = F(x+0) - F(x)$, де $F(x+0) = \lim_{t \rightarrow x+0} F(t)$ — права границя $F(x)$ в точці x ; зокрема, для випадкових величин з неперервною ф-цією розподілу ймовірність кожного окремого значення дорівнює нулеві. Якщо існує невід'ємна ф-ція $p(x)$, така, що при всіх a та

b ($a < b$) $P(a \leq \xi < b) = \int_a^b p(x) dx$, то $p(x)$ наз. *щільністю ймовірності*

випадкової величини ξ . Р. і., що мають щільність, наз. неперервними. Найважливіші приклади неперервних Р. і. — *нормальний розподіл* і *показниковий розподіл*. Рівномірний розподіл на відрізку $[-\frac{1}{2}, \frac{1}{2}]$ теж неперервний; його щільність ймовірності на відрізку $[-\frac{1}{2}, \frac{1}{2}]$ дорівнює 1, а поза цим відрізком — нулеві. Якщо щільність ймовірності неперервна в точці x , то $p(x) = \frac{dF(x)}{dx}$, інтеграл від щільності на всій числовій осі дорівнює 1. Задавання ймовірностей попадання випадкової величини в інтервали однозначно визначає всі ймовірності вигляду $P\{\xi \in A\}$, де A — будь-яка борелівська множина (клас борелівських множин містить, зокрема, всі відкриті й замкнені множини).

РОЗПОДІЛЬНА ЗАДАЧА — задача про найраціональніший план перевезення неоднорідних взаємозамінних продуктів з пунктів виробництва до пунктів споживання. Нехай є m пунктів виробництва: $A_1, \dots, A_i, \dots, A_m$ і n пунктів споживання: $B_1, \dots, B_j, \dots, B_n$. У пункті A_i ($i = 1, 2, \dots, m$) виробляють a_i одиниць i -го продукту. Величина споживання в пункті B_j , виражена в зведених одиницях, дорівнює b_j . Коefіцієнт взаємозамінності одиниць i -го продукту (вироблюваного в пункті A_i) для задоволення потреби пункту B_j дорівнює λ_{ij} . Транспортні витрати, пов'язані з перевезенням одиниць i -го продукту з пункту A_i до пункту B_j , дорівнюють c_{ij} . Р. з. полягає в тому, щоб визначити план перевезень, який мінімізує сумарні транспортні витрати й при реалізації якого можна було б задовольнити запити всіх пунктів споживання (з урахуванням взаємозамінності продуктів). Нехай x_{ij} — кількість i -го продукту, що його перевозять в пункт A_i до пункту B_j . Тоді Р. з. математично формулюють так: треба знайти значення змінних x_{ij} , $i = 1, \dots, m$, $j = 1, \dots, n$, плану перевезень, який мінімізує транспортні витрати

$$\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij}; \text{ за умови}$$

$$\sum_{i=1}^m x_{ij} \leq a_i, \quad i = 1, \dots, m;$$

$$\sum_{j=1}^n \lambda_{ij} x_{ij} = b_j, \quad i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n, \quad x_{ij} \geq 0.$$

Якщо всі $\lambda_{ij} = 1$, то Р. з. перетворюється на звичайну транспортну задачу.

РОЗРАХУНКОВИЙ СТИЛ ПОСТІЙНОГО СТРУМУ, розрахункова модель електричної системи — установка, яка являє собою модель — аналог складної електричної системи. Р. с. м. с. дає

змогу замінити громіздкі розрахункові операції апроксимаціями струмів, напруг та потужностей на моделях. Вперше Р. с. м. с. застосовано 1913—15 у Німеччині для розрахунку складних міських електромереж змінного струму. Широкому застосуванню їх для розрахунку струмів короткого замикання сприяв метод симетричних складових, за допомогою якого можна порівняно просто визначити струми при несиметричних коротких замиканнях. В СРСР перші Р. с. м. с. для розраховування струмів короткого замикання розроблено 1934.

Елементи електр. мережі асинхронного струму характеризуються в основному індуктивними опорами. Тому, якщо знехтувати активними опорами для елементів системи, а індуктивні опори представити активними, то похибка, викликана таким спрощенням і тим, що не береться до уваги зсув фаз ер генераторів одної відносно одної, буде невелика. Це дозволяло створити прості Р. с. м. с., в яких активні опори зображують реактивні, а в деяких випадках — позиві опори модельованих систем. Швидкість одержання результатів на цих моделях, простота надійності в експлуатації і невелика вартість сприяли тому, що Р. с. м. с. застосовують і тепер. На них розраховують розподіл активних та реактивних потужностей у нормальних режимах електр. системи, струмів короткого замикання, місцевих (міських, сільських і фабрично-заводських) електр. мереж.

За допомогою універсального Р. с. м. с. можна досліджувати схеми будь-яких енерг. систем. Вадом цих моделей є недостатня наочність складеної електр. схеми. Спеціалізовані Р. с. м. с. моделюють конкретну електр. систему і, будучи досить наочними, дають змогу швидко, з мінім. кількістю операцій одержувати розв'язки оперативних задач, що виникають під час експлуатації енергосистем. Робота щодо удосконалення Р. с. м. с. здійснюється в напрямі підвищення точності й наочності, автоматизації процесів розраховування та апроксимації, зменшення розмірів установок. Розширюється й сфера застосування таких пристроїв. Необхідність у підвищенні точності розрахунків дуже широкого кола задач привела до створення точніших розрахункових столів, але вже не постійного, а змінного струму. Дот. Азарьєв Д. И. Математическое моделирование электрических систем. М. — Л., 1962 [Бібліогр. с. 203—207]. Великов В. А. Теория подобия в моделировании применительно к задачам электроэнергетики. М. 1966 [Бібліогр. с. 478—482].

А. А. Бѣиков

РОЗРАХУНОК ЕЛЕКТРИЧНИХ КІЛ МЕТОДИ — апарат аналізу процесів, що відбуваються в заданих електричних колах (ЕК), і визначення їхніх параметрів, тобто розподілу струмів, напруг, ер тощо.

Розроблено багато різних Р. е. к. м., ефективність застосування яких залежить від конфігурації ЕК, від типу ЕК (лінійне чи нелінійне ЕК, з постійними чи змінними параметрами, з зосередженими чи розподіленими параметрами тощо), від видів сигналів джерел енергії (постійні чи змінні сигнали, що їх у свою чергу

ділять на періодичні й неперіодичні, а також синусоїдні, експоненційні, імпульсноподібні тощо), від характеру досліджуваного режиму (усталений чи перехідний) тощо.

Найбільш розроблені методи аналізу лінійних ЕК, для яких застосовний т. з. принцип накладання (принцип суперпозиції). Згідно з цим принципом наслідки, викликані в якійсь фіз. об'єкції сумісними діями кількох однорідних причин, є сумою наслідків, спричинюваних у тій самій об'єкції кожною з цих причин окремо. Використання цього принципу дає можливість поширювати результати, одержані для простих випадків на випадки складніші. У зв'язку з цим принципом розроблено метод розрахунку лінійних ЕК, за яким складну задачу розкладають на ряд простіших, у кожній з яких у розгляданому складному колі діє лише одна ерс або одне джерело струму, а всі інші джерела енергії вважають за відсутні.

Основа систем рівнянь Р. е. к. м. становлять співвідношення між осн. електр. величинами для кожної окремої гілки ЕК (за зв'язок між струмом і напругою) і правила Кірхгофа. В зв'язку з цим можна одержати відповідно такі три групи рівнянь. До першої відносять рівняння для окремих елементів ЕК, записані, напр., для лінійних ЕК на основі закону Ома. Другу групу складають на основі застосування до кожного вузла ЕК 1-го правила Кірхгофа, за яким алгебр. сума струмів, які втікають у замкнену поверхню (або витікають з неї),

дорівнює нулеві, тобто $\sum_{k=1}^m i_k = 0$. Третю гру-

пу рівнянь складають, застосовуючи до замкнених контурів ЕК 2-е правило Кірхгофа, згідно з яким у будь-якому замкненому контурі алгебрична сума напруг та ерс у всіх гілках дорівнює нулеві, тобто $\sum_{k=1}^n U_k = 0$.

Розрахунок заданого ЕК завжди можна виконати, розв'язуючи повну систему рівнянь 2-ї або 3-ї групи з урахуванням рівнянь 1-ї групи. Однак заради спрощення обчисл. процедур у більшості випадків доцільніше скласти інший матем. опис ЕК. Так, спираючись на поняття теорії систем, для ЕК складають векторні рівняння простору станів

$$Y(t_0, t) = g[X(t_0); \quad V(t_0, t)],$$

$$X(t) = f[X(t_0); \quad V(t_0, t)],$$

де $X(t)$ — вектор змінних стану; $V(t)$ — вектор довільних функцій входів (напр., незалежні джерела струму чи напруги), визначені в області змін незалежного аргументу (t_0, t); $Y(t)$ — вектор шуканих змінних (виходів ЕК); g й f — вектор-функції, які характеризують структуру окремих складових ЕК й зв'язків між ними. Вибір вектора станів $X(t)$ як осн. вектора змінних ЕК дозволяє використати методів матричного числення й векторного аналізу для операцій з великим числом невідомих, що входять у досліджувані задачі.

У випадку лінійних ЕК з постійними параметрами рівняння стану набувають стандартного вигляду (див. *Електричні кіла теорія*):

$$\frac{dX}{dt} = AX + BY; \quad Y = CX + DV.$$

Однак для аналізу зручніша нормальна форма рівнянь стану

$$\frac{dq}{dt} = Aq + B_n V; \quad Y = C_n q + D_n V.$$

де $A = M^{-1}AM$, $B_n = M^{-1}B$, $C_n = CM$, $D_n = D$, а M — модальна матриця. В цьому випадку дифер. рівняння виявляються розв'язаними відносно нових змінних стану q_1, q_2, \dots, q_n , тобто вони мають вигляд

$\frac{dq_1}{dt} = \lambda_1 q_1 + i_1$, що приводить до спрощення аналізу, де i_1 — змущуюча ф-ція, що впливає на 1-у змінну стану.

Для аналізу динамічних процесів в ЕК використовують різні форми представлення сигналів і параметрів кіл — комплексну, операторну, точкову тощо.

Розрізняють методи аналізу, для яких ефекту зменшення кількості обчислень досягають, застосовуючи методи формального перетворення власне ЕК (методи трансфігурації — перетворення — підсхем) і методи, загальна ідея яких полягає в особливому виборі групи сигналів, які характеризують окремі складові процеси в складному ЕК, для якого можна скласти й розв'язати незалежну систему рівнянь і за допомогою досить простих залежностей виразити всю решту невідомих сигналів. Крім того, є окрема група методів розрахунку (прямі методи), яка дає змогу в разі необхідності простіше знаходити лише шукані компоненти процесу в ЕК.

Методи трансфігурації засновані на можливості заміни ЕК загалом або окремих його частин (підсхем) простішими колами за певними правилами. В таких перетвореннях система струмів і напруг, яка нас цікавить (компонент діючих сигналів), не змінюється (*еквівалентні перетворення*). Разом з еквівалентними перетвореннями застосовують і нееквівалентні: внаслідок заміни одержують нове ЕК з іншими, ніж у первісному колі, сигналами, геометричним образом і кількістю вузлів і контурів, але таке, що між його системою струмів, напруг і ерс та системою первісного ЕК зберігається заданий взаємозв'язок. У розрахунок за методами трансфігурації можна виділити такі етапи: 1) ЕК розчленовують на підсхеми, для кожної з яких рівняння складають у такій формі, яка дає змогу спростити подальші перетворення кола; 2) поступовим перетворенням (згортанням) окремих підсхем задане коло зводять до найпростішого виду; 3) після розрахунку одержаного простого кола виконують зворотне перетворення кола і зводять його до первісного

вигляду, одночасно знаходять всі шукані величини.

Найпростішими прикладами еквівалентних перетворень є метод згортання паралельних гілок, метод еквівалентного генератора, метод перетворення а променевої зірки на еквівалентний многокутник тощо. Окремо слід відзначити узагальнений метод трансфігурації (метод підсхем). Осн. особливістю цього методу є те, що при складанні рівнянь підсхем стараються одержати їх у такій формі, при якій не треба розв'язувати рівняння зв'язків між підсхемами. Для цього всі струми й напруги окремих підсхем поділяють на такі чотири групи: ρ_n — вхідні величини, які характеризують початок підсхем; ρ_k — вихідні величини, які характеризують кінець підсхем; ρ_e — підсумовуючі величини; ρ_a — загальні величини. В заг. випадку ρ_n , ρ_k , ρ_e і ρ_a є багатовимірними векторами. Компонентами цих векторів можуть бути струми й напруги полюсів підсхем, а також їхні лінійні комбінації. В розрахунках лінійних кіл зв'язок між цими векторними величинами виражають у вигляді лінійних рівнянь, наприклад, таких:

$$\rho_n = \xi_{nn}\rho_n + \xi_{nk}\rho_k + \bar{\rho}_n$$

$$\rho_k = \xi_{kn}\rho_n + \xi_{kk}\rho_k + \bar{\rho}_k$$

де ξ_{nn} , ξ_{nk} , ξ_{kn} , ξ_{kk} — якісь матриці, $\bar{\rho}_n$, $\bar{\rho}_k$ — вектори. Ці рівняння є основою узагальненого методу трансфігурації. Їх складено так, що вхідні й підсумовувані величини виражають через вихідні й загальні. Такий спосіб укладання осн. рівнянь веде до макс. спрощення процедури відшукування параметрів еквівалентного кола, бо вона сходиться або до простого підсумовування матриць і векторів, або до операцій перемноження їх. Методом трансфігурації застосовні до розрахунку як завжди складних лінійних ЕК. Застосовність їх для нелінійних ЕК обмежується лише деякими окремими випадками.

Друга група методів має загальну умовну назву методів визначальних координат (невідомих). У цю групу входять метод контурних струмів, метод вузових напруг і заг. метод визначальних координат. У методі контурних струмів на осн. відомі вибирають ті струми, які є системою незалежних струмів у контурах кола. При цьому система з $s = p - s + 1$ рівнянь матиме вигляд $RI = E$, де s — кількість вузлів, p — кількість гілок, I та E — вектори відповідно контурних струмів і сумарної ерс, R — матриця опорів, причому R_{kk} і E_k — власний опір і сумарна ерс k -го контура, R_{kl} — взаємний опір між k -им і l -им контурами. Для лінійних ЕК матриця симетрична, причому для кіл постійного струму справ-

джується співвідношення $|R_{kk}| > \frac{1}{2} \sum_{l=1}^s |R_{kl}|$, яке для кіл змінного струму справджується

не завжди. Для методу вузових напруг за визначальні невідомі беруть напруги вузлів ЕК U_n відносно певної базисної напруги. За допомогою першого правила Кірхгофа для кожного вузла складають систему $r = n - 1$ рівнянь у матрично-векторній формі $GU = I$, де G — матриця власних і взаємних провідностей вузлів, I — вектор незалежних струмів. Заг. властивості матриці G аналогічні властивостям матриці R , але для складних ЕК, в яких кількість вузлів менша за половину кількості гілок, порядок системи рівнянь за методом вузових напруг, а отже й розмірність матриці G виявляється нижчою, ніж за методом контурних струмів ($s = p - r$). В заг. методі визначальних координат розрахунок кіл, як і в методах контурних і вузових напруг, поділяють на два етапи. Спочатку складають і розв'язують рівняння для визначальних струмів і напруг. Кількість визначальних величин вибирають мінімально можливою. На другому етапі обчислюють усі потрібні струми й напруги, використовуючи знайдені визначальні величини та залучаючи до розрахунку рівняння, складені за законом Ома і правилами Кірхгофа. Нехай, напр., маємо якийсь ЕК з кількістю невідомих N , причому схема кола така, що $n = N - m$ невідомих можна виразити через m визначальних невідомих. Позначаючи ці останні через x_1, x_2, \dots, x_m , можна написати рівняння для допоміжних n невідомих

$$x_{m+1} = f_1(x_1, x_2, \dots, x_m)$$

$$x_{m+2} = f_2(x_1, x_2, \dots, x_m, x_{m+1}),$$

$$x_N = f_n(x_1, x_2, \dots, x_m, \dots, x_{N-1})$$

і крім цього, рівняння заг. виду

$$F_1(x_1, x_2, \dots, x_N) = 0;$$

$$F_2(x_1, x_2, \dots, x_N) = 0;$$

$$F_m(x_1, x_2, \dots, x_N) = 0$$

Підставляючи рівняння 1-ї системи в 2-у, можна одержати систему

$$\Phi_1(x_1, x_2, \dots, x_m) = 0;$$

$$\Phi_2(x_1, x_2, \dots, x_m) = 0;$$

$$\Phi_m(x_1, x_2, \dots, x_m) = 0.$$

в яку входять лише осн. (визначальні) невідомі. Розв'язавши її одним із методів (для нелінійних рівнянь, напр., методом Ньютона, найшвидшого спуску методом тощо), можна потім визначити й інші невідомі за допомогою рівнянь 1-ї системи.

Методом контурних струмів і вузових напруг є окремими випадками заг. методу визначальних координат, коли за визначальні величини

Р.С. ЗИНАБАННІЙ
МОСКВА
СЪЮЗДАРИ

ПРАКТИЧНІ ПРОБЛЕМИ РОЗПІЗНАВАННЯ ОБРАЗІВ

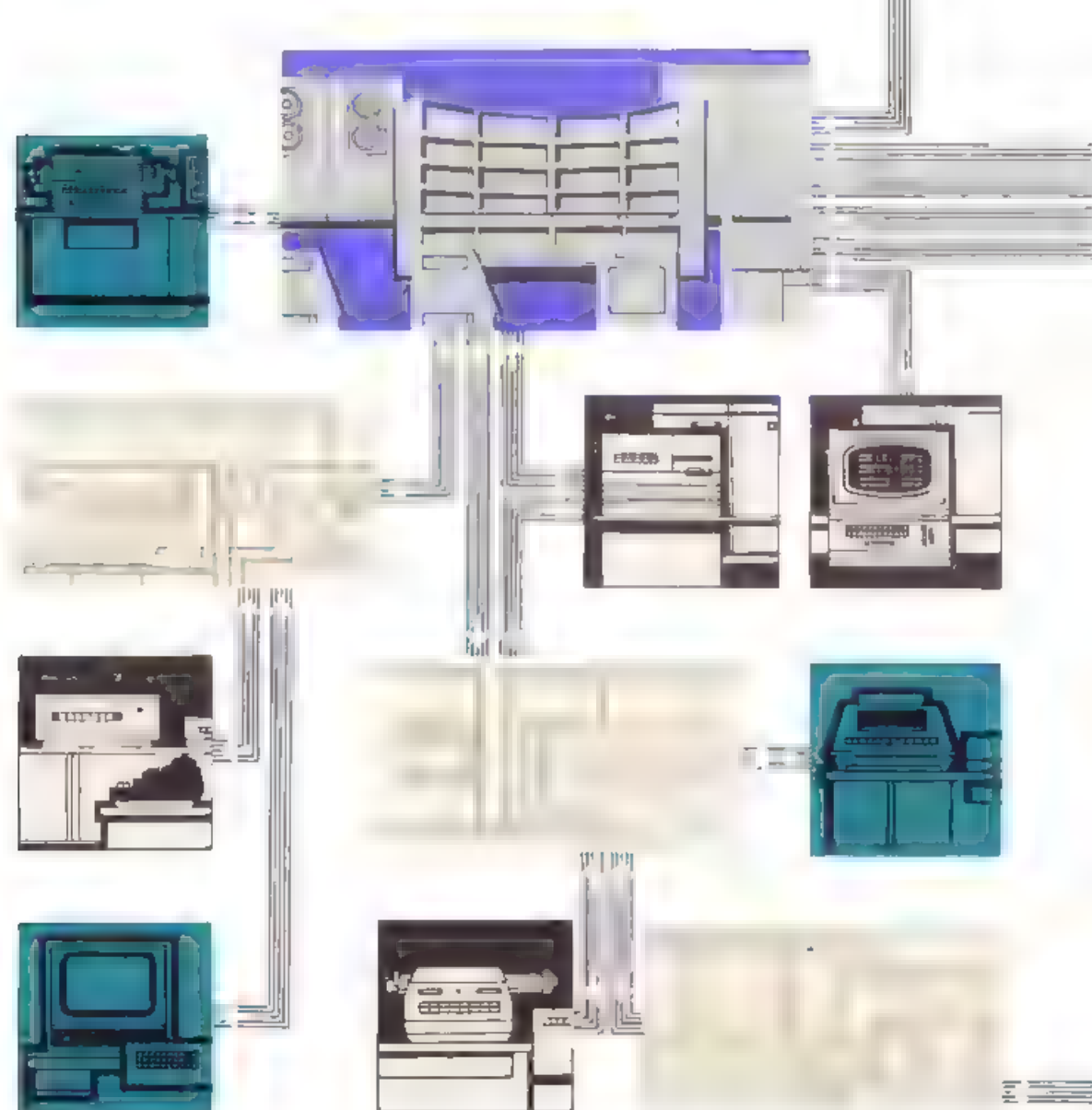
Д А Г П Т, Ч И А
С Е Р, Е Б, Ч Б
З А Х И С, Р М, Р А И Б

[illegible]

FOIA b 3 ABA (4-11-84)
 b7C b7D
 (S) (P)

14. A _____
 44: _____

СТРУКТУРА МЕРЕЖІ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ ЦЕНТРІВ





УЧАСНИК
ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР

ПЕРИФЕРІЙНИЙ
ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР



ПЕРИФЕРІЙНИЙ
ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ЦЕНТР



ВІДДАЛЕНІ ПУЇСТЬ
КОРИСТУВАЧ

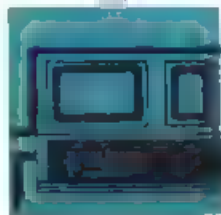
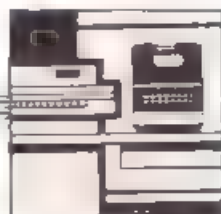
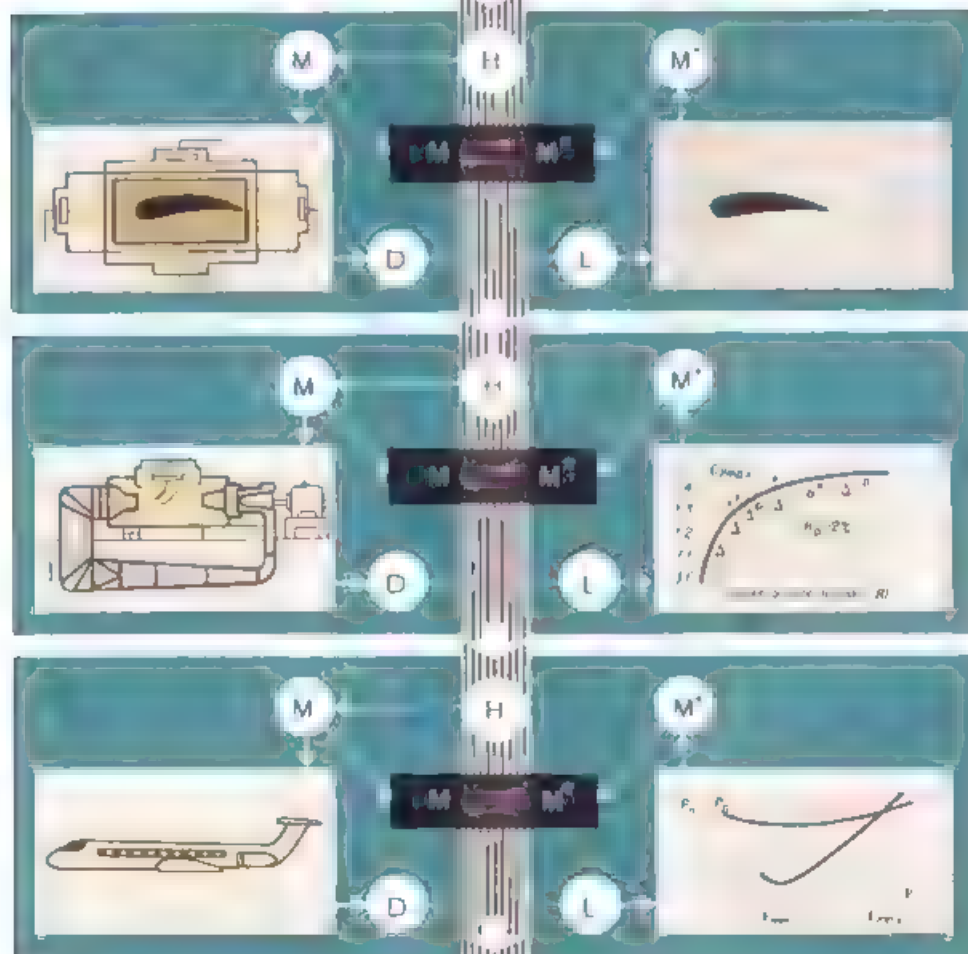


СХЕМА ПРОЦЕСУ КЕРУВАННЯ НАУКОВИМ ЕКСПЕРИМЕНТОМ З ІЄРАРХІЧНОЮ СТРУКТУРОЮ



вибрано відповідно або всі контурні струми, або всі вузлові напруги. А в заг. випадку за осв. невідомі можна вибирати одночасно і струми, і напруги.

У розрахунках ЕК іноді необхідно визначити не всі струми й напруги, а лише деякі з них. Методи, які дають змогу знаходити потрібні струми й напруги безпосередньо або за допомогою простих допоміжних розрахунків, наз. *прямими*. Залежно від характеру шуканих величин (струми, напруги або і струми, й напруги) прямі методи поділяють відповідно на метод струмів, метод напруг і мішаний метод. Ідея прямих методів полягає ось у чому. Точки ЕК, між якими треба знайти напруги, замикують накоротко, а провідники, в яких треба визначити струми, — розмикають. Внаслідок виходить якесь нове коло, яке наз. *основним*. Розрахунок осн. кола дає струми в місцях короткого замикання й напруги між точками розриву. Ці струми й напруги є певними частинами якоїсь системи рівнянь, з якої можна знайти шукані струми й напруги в заданому колі. Коефіцієнти цієї системи одержують як струми й напруги в осн. колі під дією допоміжних джерел одиничних задавальних струмів і напруг, що їх по чергово вмикають у точки короткого замикання й розриву заданого кола. Укладаючи розрахункову систему рівнянь, враховують, що дієві струми в точках шуканих напруг і напруги в точках шуканих струмів дорівнюють нулю. Порядок системи рівнянь визначають кількістю шуканих струмів і напруг кола. Прямі методи дають змогу скласти систему рівнянь лише для величин, які нас цікавлять.

Систему рівнянь при розрахунках лінійних ЕК зручно записувати в матричній формі. Використання матричного запису розширює можливості адіабатичного перетворення ЕК в заг. вигляді. Комплексний запис системи рівнянь у матричній формі доцільний ще й тому, що, використовуючи *обчислювальні машини* для розрахунку ЕК, широко застосовують методи програмування й раціонального розв'язування систем рівнянь у матричному запису їх.

Для будь-якого ЕК без зміни розподілу струмів будь-який опір можна замінити ерс, яка чисельно дорівнює спадові напруги в замінюваному опорі й спрямована назустріч струмові в опорі. Для лінійних ЕК додатково справджується принцип взаємності, згідно з яким при взаємному переміщенні ерс з однієї гілки в іншу її діяння (у вигляді з'являюваного струму) на протилежне коло не змінюється. Ці властивості широко використовують в аналізі простих і складних ЕК.

Описані вище методи розрахунку справджуються для ЕК з сигналами постійного рівня й при відповідному запису для ЕК зі змінними сигналами. Особливого значення набувають ЕК зі змінними й нелінійними параметрами. Розв'язування системи рівнянь, яка описує такі ЕК, є складним навіть для відносно простих кіл, тому розроблено багато спец. методів, які дають змогу ефективніше аналізу-

вати процеси в ЕК. Для ЕК зі ступінчасто змінюваними в часі опорам, напр., використовують метод, оснований на попередньому складанні т. з. часових колових схем, у яких окремі підсхеми відповідають ЕК з інваріантним станом параметрів в окремі проміжки часу. Цей самий метод використовують і для набл. розрахунку ЕК з неперервно змінюваними параметрами. Періодичні процеси в ЕК з так само періодично змінюваними параметрами зручно розраховувати, застосовуючи правила й формули комплексного числення. Ко *мплексний* метод є узагальненням методу комплексних амплітуд розрахунку кіл змінного струму. Цей метод має багато спільного з операторним методом. Він особливо зручний у визначенні періодичних режимів. Досліджувані кола можуть мати як постійні, так і змінні параметри, вони можуть бути й нелінійними. Метод засновано на застосуванні прямого й зворотного перетворень Фур'є зі скінченними границями

$$\dot{F}_v = \frac{j2}{T} \int_0^T e^{-jv\omega t} f(t) dt;$$

$$f(t) \approx \frac{1}{j2} \sum_{v=-n}^{v=n} e^{jv\omega t} \dot{F}_v.$$

Тут \dot{F}_v — комплексна амплітуда v -ї гармоніки (комплексне зображення Ф-ПІ $f(t)$), розглядає даної в проміжку $0 < t < T$, $\omega = \frac{2\pi}{T}$ — кру-

гова частота осн. гармоніки, n — число враховуваних гармонік. Для розрахунку нелінійних ЕК застосовують і метод еквівалентних синусоїд, метод гармонійного балансу, метод повільно змінюваних амплітуд тощо. Розраховуючи перехідні процеси в нелінійних ЕК і в ЕК зі змінними параметрами, вдаються до інтегральних методів, оснований на застосуванні різних форм закону Ома — Дюамеля

$$\int_0^t i(\gamma) d\gamma = \int_0^t v(t-\gamma) [U(\gamma) - \bar{U}(\gamma)] d\gamma =$$

$$= \int_0^t v(\gamma) [U(t-\gamma) - \bar{U}(t-\gamma)] d\gamma.$$

$$\int_0^t U(\gamma) d\gamma = \int_0^t z(t-\gamma) [i(\gamma) - \bar{i}(\gamma)] d\gamma =$$

$$= \int_0^t z(\gamma) [i(t-\gamma) - \bar{i}(t-\gamma)] d\gamma.$$

Ці методи дають змогу просто переходити від заг. виразів до чисельних, застосовуючи відомі формули чисельного інтегрування, й одержувати точніші результати, ніж напр., при застосуванні скінченнорізницевих методів. Методи полегшують і числові розра-

хунки перехідних процесів кіл з нелінійними й змінними параметрами порівняно з методами, основанийми на перетвореннях ф-цій за Лапласом і Фур'є, бо виключають необхідність виконувати операції з'ясування зв'язків між струмами й напругами нелінійних елементів та елементів зі змінними параметрами в операторній і комплексній формах.

Літ. пав. до ст. Електронних кіл теорія.

В. В. Аристов.

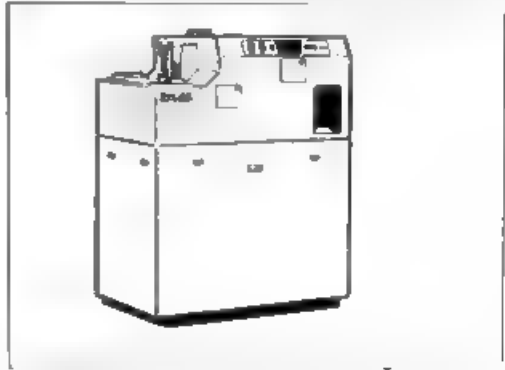
РОЗРЯДНІСТЬ ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЇ МАШИНИ — кількість розрядів, що їх відводять у ЦОМ для представлення одного інформаційного слова (числа або якоїсь іншої єдиної кодової групи). Визначається потрібною точністю представлення чисел. У ЦОМ з плаваючою комою вибір Р. о. м. істотно впливає й на діапазон представлення чисел. Вибираючи розрядність ЦОМ, в яких числа й команди зберігаються в одному ЗП, треба враховувати не тільки точність представлення чисел, а й розрядність команди; ЗП використовується найефективніше, якщо розрядності чисел і команд дорівнюють одна одній або кратні. В арифметиці машини для підвищення точності обчислень можна вводити не лише основні, а й додаткові розряди. Якщо в ЦОМ застосовують апаратні методи контролю обчисл. процесу, то в розрядку сітки машини, крім інформаційних розрядів, включають і контрольні розряди. В разі потреби точність обчислень у ЦОМ із заданою розрядністю можна підвищити програмним способом. При фіксації Р. о. м. пам'яті ЦОМ використовується ефективно, бо для представлення інформаційних слів різної довжини відводиться однакова кількість розрядів. Доцільно, щоб машина могла виконувати операції з дієсловами та словами подвійної довжини. Зміна Р. о. м. поліпшує використання ємності і підвищує продуктивність ЦОМ.

Літ. Майоров С. А., Новиков Г. И. Структури цифрових обчислювальних машин. Л., 1970.

Ю. А. Вульфов, Б. М. Васильев.

РОЗШИФРОВУВАЛЬНА МАШИНА — машина, що розшифровує інформацію, записану на перфокартах, і друкує її в алфавітно-цифровому коді на тих самих чи на інших перфокартах. Р. м. входить до комплексу лічильно-перфорацийних та цифрових обчисл. машин. Застосування Р. м. дає змогу тримати документацію (картотеку, каталоги, відомості тощо) у стані, зручному як для автомат. обробки, так і для візуального користування нею, і нагромаджувати на перфокартах довільну інформацію, автоматично переносити її в робочі карт. В Р. м. для одноразового друкування змісту перфорацийної карти на її верх. чистому боці (11 або 12 позицій) і для періодичного друкування даних між позиціями перфокарти. Кожен нове надходження даних перфорується на карті, потім, проходячи через Р. м., друкується у вигляді окремого рядка. У найпростіших Р. м. перфокарти подаються широким боком уперед, отвори всіх колонок сприймаються паралельно. Друкування здійснює багаторозрядний друкувальний пристрій зі швидкістю прибіл. 100 карт

за 1 м. У Р. м. простіших конструкцій перфокарти, що подаються вузьким боком уперед, розшифровуються за колонками, а друкування виконує однорозрядний пристрій. Швидкість роботи — прибіл. 40 карт за 1 м. Вітчизняна Р. м. типу РМ-80 (мал.) друкує розшифровану з перфокарти інформацію на ті ж самі карт, друкує нагромаджену в запам'ятовувальному пристрої (ЗП) інформацію з кількох робочих перфокарт (але не більше як з шести) на одну т. а. нагромаджувальну карту, та передруковує інформацію з одної перфокарти



Розшифровувальна машина РМ-80.

за кілька наступних перфокарт. До складу надрукованої інформації можуть включатись сталі дані (ознаки), що їх задає імпульсатор. Тех. швидкість роботи цієї Р. м. — 100 карт за 1 м, ємність друкувального механізму — 60 розрядів, кількість символів, що друкується — 45. За один прохід перфокарти друкується один рядок, усього на перфокарті можна надрукувати по 13 рядків з кожного боку. Рядки для друкування вибирають довільно, комутацією або послідовно, автоматично, за допомогою спец. пробивачів у кінці надрукованого рядка. Осн. вузли машини: механізм транспортування карт, два щіткові блоки зчитування, схема керування, механізм зупинки, блок пам'яті і друкувальний механізм. Перший блок зчитування, куди спрямовується відокремлена від усього масиву перфокарта, сприймає надсічки керування і виробляє сигнали керування друкувальним механізмом, розподілу друкованої інформації по колонках перфокарти, розподілу перфокарт по приймальних карманах. Фотодавач, поза який карта проходить після першого блоку зчитування, за спец. вічками, що їх перфоровано на карті в процесі попереднього друкування, вибирає рядок для друкування. Другий блок зчитування сприймає зчитану інформацію в ЗП. Потім карта надходить в друкувальний механізм, де упори механізму зупинки зупиняють її на рядку, вибраному фотодавачем, або на постійному рядку, що задається комутацією за комутаційні дощечки. У друкувальному механізмі ротаційного типу обертання барабана, набраного з 60 друкувальних коліс, контролюється генератором синхронізуючих

імпульсів, зв'язаних із ЗП. За один оберт друкується всі розряди рядка. З друкувальним механізмом перфокарту спрямовується в один з двох приймальних карманів, залежно від положення електромагнітного сортування, що ним керує перший блок зчитування

Лит.: Королева Е. П. Счетно-перфорационные машины. М., 1965; Исследования радиотехнической техники. Каталог, т. 4. Вычислительная техника. Раздел Вводные и выходные устройства электронных вычислительных машин. М., 1966.

РУНГЕ — КУТТИ МЕТОД — один з числових методів розв'язування задач Коші. Див. Коші задачі для звичайних диференціальних рівнянь способи розв'язування.

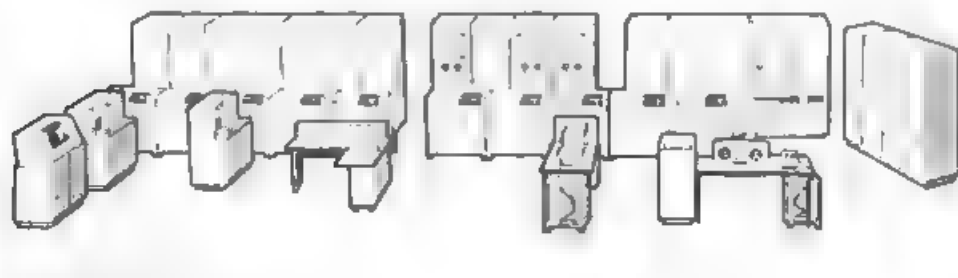
«РУТА 110» — комплекс пристроїв для обробки, введення, зберігання, виведення, а також дистанційного збирання й видавання алфавітно-цифрової інформації; призначений для створення локальних систем обробки даних. Розробило його 1968 СКБ обчисл. машин (м. Вільнюс). Структуру процесора й зовнішніх пристроїв і систему команд розроблено з урахуванням вимог обробки великих масивів даних при розв'язуванні широкого кола економ., управлінських та ін. задач. До складу комплексу «Р. 110» (див. мал.) входять: 1) процесор «РУТА 111», який виконує арифм., логічні та інші операції і керує всіма зовн. пристроями (ємність його алфавітно-цифрового пристрою — 16 тис. символів, довжина символа — 8 біт, довжина слова і команд — змінна, обробка інформації — послідовна, швидкість його — 5,5–9 тис. операцій за 1 сек, форма представлення чисел — двійково-десятикова з фіксованою комою); 2) поколюючий перфокартковий пристрій введення-виведення Р601 (швидкість зчитування 350 перфокарт за 1 зв, перфорації — 160 колонок за 1 сек); 3) пристрій введення-виведення інформації на 5- або 7-лоріжковий перфострічку, до якого входять фотозчитувач і стрічковий перфоратор ПЛІ-80/8 (швидкість зчитування 1000 символів за 1 сек, перфорації — 80 симво-

лів за 1 сек); 4) два ЗП із змінними касетами магн. дисків (ємність однієї касети — 1,3 млн. символів, середній час вибирання — 200 мсек); 5) алфавітно-цифровий друкувальний пристрій АЦПУ 128-2М (друкує 400 рядків за 1 зв); 6) пульт керування з друкарською машинкою для ручного введення інформації в процесор і виведення її з ЗП. Передбачено можливість підключати ряд додаткових пристроїв: від двох до восьми ЗП на магн. стрічках; до восьми ЗП на магн. дисках (додатково); другий перфокартковий пристрій введення-виведення; пристрій збирання і видавання даних, за допомогою якого здійснюється дистанційний зв'язок між процесором і пристроями комутації — реєстрації даних (до 19 шт.), пристроями передавання даних по телефонних каналах (до 3 шт.), пристроями дистанційного друку — телемайнами (до 30 шт.), між процесором і абонентською телеграфною мережею, а також між двома процесорами «РУТА 111»; до 228 пристроїв набирання даних Р901, кожен з яких може формувати цифрове повідомлення за допомогою клавіатури, жетона й перфокарту і передавати його на пристрій комутації — реєстрації на відстань до 500 м; оптичний читачий пристрій «РУТА 701», який зі швидкістю 150 знаків за 1 сек автоматично сприймає друкарські та рукописні цифри і 4 спец. симболи безпосередньо з первинних документів завдовжки від 148 до 297 мм і завширшки 210 мм і коди розпізнаних знаків або вводить у ЗП машини, або виводить на перфострічку. У комплексі «Р. 110» можна одночасно виконувати обчисл. операції і здійснювати обмін інформацією між процесором і рядом зовн. пристроїв. Одночасно можна розв'язувати до трьох програм. Залежно від розв'язуваних задач, обсягу й типу інформації, що вводиться і виводиться, споживач може в пристрої комплексу «Р. 110» створити обчисл. систему з різною кількістю і з різною номенклатурою зовн. пристроїв.

Лит.: Разработка и внедрение комплекса электронных вычислительных машин «Рута-110». М., 1969.

В. А. Ніколаєв.

А-ФУНКЦІ — відображення виду $y = f(x)$, $x = (x_1, x_2, \dots, x_k)$ множини Q^n у Q , «соріднені» певному розумінні з функціями k -значної логіки (зокрема, при $k=2$ — з булевими



Обчислювальний комплекс «Рута 110».

лів за 1 сек); 4) два ЗП із змінними касетами магн. дисків (ємність однієї касети — 1,3 млн. символів, середній час вибирання — 200 мсек); 5) алфавітно-цифровий друкувальний пристрій АЦПУ 128-2М (друкує 400 рядків за 1 зв); 6) пульт керування з друкарською машинкою

функціями). А-ф-ції вперше запровадив 1963 рад. математик В. Л. Рвачов. Є нескінченно багато різних множин А-ф-цій, кожна з яких повністю визначає завдання розбиття Q на систему підмножин Q_0, Q_1, \dots, Q_{k-1} . Нехай $S_k(i) = i$, якщо $i = Q_i$ ($i = 0, 1, \dots, k-1$).

Тоді відображення $y = f(x)$, $x = (x_1, \dots, x_n)$ наз. R -ф-цією, яка відповідає аказаному розвитку множини Q , якщо існує така ф-ція k -значної логіки (див. *Логіка багатозначна*) $Y = F(X)$, $X = (X_1, \dots, X_n)$, що для всіх $x \in Q^n$ справджується рівність $S_k[f(x)] = F[S_k(x)]$, де $S_k(x) = (S_k(x_1), \dots, S_k(x_n))$. Множини Q_0, Q_1, \dots, Q_{k-1} можна розглядати як певні якісні градації, на які розбито мно- жину Q . Кожному елементу x множини Q^n відповідає певний набір номерів цих еностей. Для R -ф-ції характерним є те, що задання набору номерів «якостей» аргументів цілком визначає «якість» ф-ції. Напр., якщо Q — чис- лова вісь, $Q_0 \equiv Q_1$ — інтервали $(-\infty, 0)$ й $[0, +\infty)$ відповідно, то R -ф-цією будуть такі ф-ції звичайних дійсних аргументів, яких яких повністю визначається заданням набір- а внаків аргументів, напр., $W_1 = x + y - \sqrt{x^2 + y^2}$, $W_2 = x + y + \sqrt{x^2 + y^2}$, $W_3 = xy$ тощо. Кожній R -ф-ції відповідає певна ф-ція логіки, яку наз. супровідною. Так, для ф-ції $W_1 = x + y - \sqrt{x^2 + y^2}$ супровід- ною є булева кон'юнкція $x \wedge y$, тому що $S_0(W_1) = S_0(x) \wedge S_0(y)$. R -ф-ції, яким від- повідає одна й та сама супровідна ф-ція логіки, становлять вітку множини R -ф-цій і, отже,

множина R -ф-цій розбивається на k^n віток. Яким би не було розбиті множини Q , відно- відна йому множина R -ф-цій є функціонально замкнутою, тобто складна ф-ція (суперпози- ція) R -ф-цій також є R -ф-цією. Систему R -ф-цій, суперпозиції яких є можливий вітці, наз. достатньо повною. Достатньо повними є такі системи R -ф-цій, яким відповідають певні системи супровідних ф-цій логіки. Напр., у множині R -ф-цій, що відповідають розвитку числової осі на додатні й від'ємні числа, достатньо повною є система R ,

$$\begin{aligned} z \wedge y &= x + y - \sqrt{x^2 + y^2} \quad (R - \text{кон'юнкція}); \\ z \vee y &= x + y + \sqrt{x^2 + y^2} \quad (R - \text{диз'юнкція}); \\ z &= -x \quad (R - \text{заперечення}). \end{aligned}$$

Кожна вітка цієї множини R -ф-цій містить елементарні ф-ції, співраз диференціальні зада- ну кількість разів

R -ф-ції широко застосовують у прикладній геометрії (задачі оптики, розкриття й унаховки, геом. мініатюризації апаратур), у програму- ваних математичному (методи відшукування оптич. рішень), у механіці (контактні задачі теорії пружності, згин і коливання пластин, кручення стрижнів складного перерізу), елект- родинаміці (розрахунок полів, задачі дифрак- ції), теплофізиці, гідродинаміці, в конструк- тивній теорії ф-цій (узгаальнення ф-л Тейлора) та ін. галузях науки й техніки. Такий широкий діапазон застосування R -ф-цій пояснюється тим, що з їх допомогою вдалось ввести у класичний неперервний аналіз метода скінченної математики й алгебри логіки. Зокрема, з їх- нью допомогою виявилось можливим істотно розширити засоби аналітичної геометрії, за-

безпечити можливість побудови (в єдиній ана- літичній формі) рівнянь геом. об'єктів практич- но довільної форми.

Застосування R -ф-цій дало змогу подолати труднощі, пов'язані з побудовою т. з. коорди- натних послідовностей при розв'язуванні край- ових задач для рівнянь у частинних похідних для областей складної форми, коли характер крайових умов складний. Тут основополож- ним є поняття структури розв'язку крайової задачі. Звичайно крайову задачу ставлять так. Треба в якійсь області P знайти розв'яз- ок рівняння $\Delta u = f$, що задовольняє на гра- ниці Γ області (P) крайові умови

$$L_i u = \varphi_i, \quad i = 1, 2, \dots, m. \quad (1)$$

де $f \in \Phi_1$ — задані ф-ції (в заг. випадку — век- тор-ф-ції), $A \in L_i$ — задані оператори, озна- чені відповідно всередині й на границі області (P). Нехай B — m -місний оператор, такий, що ф-ція

$$u^* = B(\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_m) + \Phi_0. \quad (2)$$

де Φ_0 — якась відома ф-ція, при будь-якому виборі достатню кількість раз диференціюв- них і обмежених у P ф-цій $\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_m$ точно задовольняє крайові умови (1). У цьому разі кажуть, що ф-лю (2) визначається струн- тура розв'язку крайової задачі.

Якщо, крім того, є можливість такого вибору незначених ф-цій $\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_m$, що ф-ля (2) визначить точний розв'язок крайової зада- чі, то структуру (2) наз. повною структурою. Нарешті, структуру (2) наз. повною у повному розумінні, якщо є можливість такого вибору у певній множині ф-цій $\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_m$, що ф-ція u^* буде як завгодно близька (у вказаному розумінні) до точного розв'язку u .

Вид структури (2) визначається видом опе- ратора B й ф-ції Φ_0 . Очевидно, що цей вид залежить не тільки від виду дифер. операторів L_i й заданих ф-цій φ_i , а й від форми області й форми ділянок границі, на яких задано ті або інші з крайових умов. Усю цю інформацію треба враховувати, будуючи структуру на аналітичному рівні. Виявляється, що для ба- гатьох типів крайових задач можна будувати структурні ф-ля виду

$$u^* = \sum_{i=1}^m \left(a_i \frac{\partial^{m_i} \Phi_i}{\partial x^{\alpha_i} \partial y^{\beta_i} \partial z^{\gamma_i} m_i - \alpha_i - \beta_i} + b_i \Phi_i \right) + \Phi_0. \quad (3)$$

де a_i, b_i й Φ_0 — відомі елементарні ф-ції. Структури виду (3) з елементарними коэф. наз. елементарними структурами. Див. Раачев В. І. Геометричне приложение алгебры логики. К., 1967 (библиогр. с. 207-209). Раачев В. І. Об одной расширении понятия R-функций. Кибернетика. 1971, № 4. Раачев В. І. Применение R-функций к решению краевых задач математической физики. В кн. Мате- риалы семинара по численным методам решения внутренних краевых задач электродинамики СВЧ. М., 1971, 4-68. О. А. Ющенко.

САМОДВОЇСТІ ФУНКЦІЙ АЛГЕБРИ ЛОГІКИ — функції алгебри логіки такі, що вони є дійсними функціями алгебри логіки самі щодо себе. С. ф. а. з. а. напр., ф-ції $f(x) = x$, $f(x) = \bar{x}$. Клас С. ф. а. з. а. є класом передповних функцій алгебри логіки. М. І. Кратко.

САМОКОРЕКТОВУВАНА СХЕМА — поняття, споріднене поняттю самокоректовуваного леду, яке належить до проблеми надійності керуючих систем. Розгляньмо якийсь клас керуючих систем, у якому можна керуюча система повністю характеризується своєю схемою (напр., клас схем контактних, клас схем з функціональних елементів у якому базис тощо).

Нехай схема Σ реалізує якусь ф-цію f . Припустимо, що на схему впливає якесь джерело несправностей, яке перетворює деякі її елементи (або елементи деяких типів) на об'єкти, які можна вважати за елементи. Т. ч., схема Σ переходить в одну із схем $\Sigma_1, \Sigma_2, \dots, \Sigma_r$. Кожна з цих схем відповідає якомусь несправному стану первісної системи Σ . Вважають, що в межах розгляду подальших змін у схемах не відбувається. Нехай f_i — ф-ція, яку реалізує схема Σ_i ($i = 1, 2, \dots, r$). Схему Σ наз. самокоректовуваною щодо певного джерела несправностей, якщо $f_i \equiv f$ ($i = 1, 2, \dots, r$). Інакше кажучи, схема функціонує правильно при впливі певного джерела несправностей. На мал. 1 зображено контактну схему Σ , яка реалізує булеву функцію $xy \vee yz \vee xz$. Нехай джерело несправностей спричинює коротке замикання одного з контактів. Тоді одержимо (мал. 2) п'ять несправних станів схем $\Sigma_1, \Sigma_2, \Sigma_3, \Sigma_4, \Sigma_5$, які реалізують ф-ції $f_1 = x \vee yz$, $f_2 = x \vee y$, $f_3 = x \vee yz$, $f_4 = xy \vee z$, $f_5 = xy \vee x$. Схема Σ не буде самокоректовуваною щодо певного джерела несправностей. Разом з тим схема, зображена на мал. 3, буде самокоректовуваною й реалізує ту саму функцію $xy \vee yz \vee xz$ при будь-якому замиканні одного з контактів.

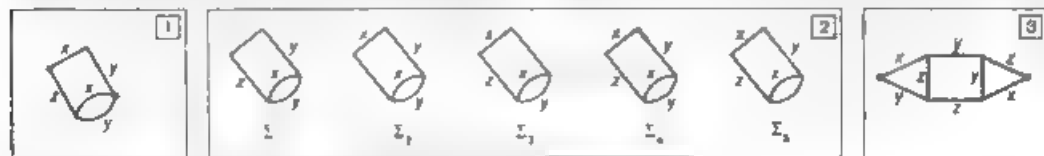
Питання про побудову С. с. досить добре вивчено для двох класів керуючих систем: контактних схем і схем з функціональних елементів. При цьому розглядали джерела несправностей різних типів: ті, які допускають несправність одного елемента, несправність



виногами. Для зазначених класів виявилось, що існує тривіальне рішення, яке приводить до С. с. В ньому використовують дублювання елементів з певною кратністю. Для певного прикладу маємо подовження — контакт замінюється на два послідовно з'єднані контакти. Разом з тим приклад на мал. 3 показує, що існують нетривіальні С. с. Головний результат полягає в тому, що для більшості ф-цій $f(x_1, \dots, x_n)$ алгебри логіки можна побудувати С. с., складність якої асимптотично (тобто при $n \rightarrow \infty$) дорівнює складності мінім. схеми, яка реалізує f без вимоги самокорекції. Т. ч., для більшості ф-цій алгебри логіки самокорекції досягають завдяки незначному ускладненню схеми. С. В. Яблоковий.

САМОНАВЧАЛЬНІ СИСТЕМИ — пристрої, які здатні від дії зовнішніх впливів поліпшувати якість свого функціонування відповідно до заданого критерію якості. Клас систем, які наз. самонавчальними, не визначено достатньо чітко. До цього класу відносять і самоорганізовувальні, пристосовувальні, самовдосконалювальні, самонавчальні, самонастроювальні системи (адаптивні системи). Досить чітко клас С. с. визначено в розпізнаванні образів. Див. також Адаптація в кібернетці, Керування з адаптацією, Самонавчання розпізнавати образи. М. І. Шлегінгер.

САМОНАВЧАННЯ РОЗПІЗНАВАТИ ОБРАЗ — здатність розпізнавальних систем самостійно провадити потрібний поділ (класифікацію) множини вхідних сигналів на підмножини (класи) або принаймні поліпшувати якість цього поділу. Ця задача розв'язується при апріорі відомих властивостях розпізнаваних сигналів по вибірці сигналів, належність кожного з яких до того чи іншого класу на-



1. Контактна схема, яка реалізує булеву функцію $xy \vee yz \vee xz$.
2. Контактні схеми, які з несправними станами первісної схеми (мал. 1).
3. Самокоректовувальна контактна схема, яка реалізує функцію $xy \vee yz \vee xz$.

не більше як m елементів і несправність не більше як m (m) елементів, де m (m) — ф-ція, яка має якесь зростання, а m — кількість змінних ф-цій f . Задача побудови С. с. — спец. задача синтезу керуючих систем з додатковими

перед умовами. Самонавчання відрізняється від навчання тим, що в разі навчання при відомих властивостях сигналів має бути пред'явлено вибірку сигналів із зазначенням класу належності для кожного з сигналів. Відмін-

які змінюють кут $\theta_{ад}$. Зміна кута закінчується при $\theta_{ад} \approx 0$.

Особливістю цієї системи є несталість динамічних параметрів ОК залежно від якості й швидкості польоту. Зміна параметрів призводить до погіршення якості процесу керування і, як наслідок, — до необхідності застосовувати самонастроювання. Контур самонастроювання (СН) забезпечує потрібні показники якості системи, якщо стабілізувати частоту власних коливань. Щоб систематично оцінювати величини власних коливань системи, від спец. генератора імпульсів (ГІ) на її вхід періодично подають пробний сигнал. Величину відхилення частоти власних коливань від заданого значення визначають частотним дискриміноватором Д, вихідний сигнал з якого подається на інтегрувальний елемент І, що керує коефіцієнтом К відхилення прямого кола системи. Змінюючи цей коеф., забезпечують з певною точністю, стабілізацію частоти власних згасаючих коливань. Чи можна частоту власних коливань системи використовувати як критерій її стану — це встановлюється під час попередніх досліджень системи автономіт — ракета на різних ділянках траєкторії польоту ракети.

Класифікацію відомих різновидів С. п. с. можна здійснити за: а) принципом керування, б) способом одержування інформації про динамічні властивості системи. За принципами керування можна розрізняти дві групи систем С. п. с. замкненого типу (див. мал.) із зворотним зв'язком за показником якості — аналог звичайних систем, у яких використовується принцип керування за відхиленням С. п. с. розімкненого типу зі зв'язками за параметричним збуренням — аналог звичайних систем регулювання, в яких використовується принцип керування за збуренням (див. також *Стабілізації системи*). Прикладом С. п. с. розімкненого типу є система автономіт — ракета, в якій параметри *траєкторічного пристрою* (коеф. передачі й стала часу) змінюються залежно від величини швидкісного напору. Найдосконаліші — С. п. с. замкненого типу, бо вони здатні контролювати результати самонастроювання, потребують меншої апріорної інформації (порівняно з С. ш. с. розімкненого типу) при проектуванні й дають змогу одержати системи з високими показниками якості. Достоїнства С. п. с. розімкненого типу — висока швидкість (бо самонастроювання параметрів керуючого пристрою здійснюється залежно від параметричного збурення) і простота тех. реалізації.

За способом одержування інформації про динамічні властивості системи розрізняють три осн. групи С. п. с. системи з пробним гармонічним сигналом, з граничним циклом (з автоколиваннями) та з еталонною моделлю. Завдання контура самонастроювання в системах з пробним гармонічним сигналом полягає в стабілізації амплітуди змущених незгасаючих коливань, забезпечуваннях за

допомогою спец. генератора. Джерелом інформації про динамічні властивості системи є амплітуда змущених незгасаючих коливань. При відхиленні амплітуди від заданого значення коло самонастроювання, щоб усунути це відхилення, змінює коеф. підсилення керуючого пристрою.

Осн. особливість С. п. с. з граничним циклом полягає в тому, що вони працюють в автоколивальному режимі. Причому система сама ніби є джерелом пробного гармонічного сигналу. Завдання кола самонастроювання — забезпечити задану величину амплітуди автоколивань, змінюючи коеф. підсилення керуючого пристрою. Джерелом інформації про динамічні властивості системи в цьому разі є амплітуда автоколивань.

У С. п. с. з еталонною моделлю динамічні властивості системи визначають, безперервно порівнюючи реакції моделі й системи на ті самі вхідні дії. Завдання кола самонастроювання — наблизити реакцію системи до реакції моделі. Розв'язується це завдання зміною параметрів керуючого пристрою залежно від величини різниці між зазначеними реакціями.

Осн. достоїнства С. п. с. — велика швидкість (бо вони належать до безпошукових систем) і простота конструктивної реалізації порівняно з пошуковими системами. Осн. вада — необхідність значної апріорної інформації при проектуванні цих систем (стосовно, напр., керування літальними апаратами потрібно знати закони зміни аеродинамічних коефіцієнтів, швидкості польоту й швидкісного напору для різних умов польоту).

Лит. Ивакинко А. Г. Техническая кибернетика. М., 1942 [бібліогр. с. 412—416]. Кунцевич В. М. Импульсные самонастраивающиеся и экстремальные системы автоматического управления. М., 1966 [бібліогр. с. 266—279]. Самонастраивающиеся системы. Справочник. К., 1968 [бібліогр. с. 327—328].

САМОНАСТРОЮВАНА СИСТЕМА — система, в якій у процесі функціонування автоматично змінюються деякі параметри керуючої частини, щоб забезпечити задану якість регулювання в умовах нестационарності об'єкта керування, задавальних і збурювальних діях. Див. *Самонастроювання параметрична система*, *Система екстремального регулювання*.

СВІТЛОВЕ ПЕРО — те саме, що *світловий олівець*.

СВІТЛОВИЙ ОЛІВЕЦЬ — пристрій у системі відображення інформації, який ідентифікує дані безпосередньо на екрані електроннопроменевої трубки і дозволяє операторові реалізувати тонке редагування даних, в тому ж безпосереднє введення відповідної інформації в цифрову обчислювальну машину «CDC-7600» — одна з найпотужніших перших обчислювальних систем. Створила її (1968) амер. фірма «Контрол дэйтс корпорейшн» (CDC).

Найважливішими конструктивними особливостями системи є наявність малого надшвидкісного запам'ятовувального пристрою

(ЗП) на осердях, який відіграє роль буфера між великим оперативним ЗП та процесором, і пристроєм керування ЦОМ для профілактичного обслуговування, а також те, що електронні схеми з ній виконано на дискретних елементах (на відміну від інтегральних у машинах 3-го покоління). Малий ЗП складається з 32 нагромаджувачів по 2048 слів, кожен з яких становить звичайний блок з тримірною системою вибирання, виконаний за чотирипроводною схемою; час циклу записування чи зчитування одного 60-розрядного слова — 275 нсек (з й можливістю звертання до нагромаджувачів з 10-разовим суміщенням у часі). У цьому ЗП використано нестандартні тороїдні осердя діаметром 0,4 мм, виготовлені з нового феромагнітику з частковим (а не повним) перемагнічуванням, а це значно підвищує його швидкодію. Голя оперативний ЗП містить 8 блоків по 65 536 слів кожен з часом циклу 1,78 мсек. Слова (як правило, команди) можуть вибиратися з великої пам'яті індивідуально для використання в центр процесорі, чи цілі масиви (звичайно масиви даних) можуть передаватися до малого ЗП.

Центр. процесор «CDC-7600» містить 9 незалежних арифм. пристроїв (призначення кожного з них — виконувати строго обмежений клас операцій — сегмент програми, конструція їх відносно проста) і 24 робочі регістри (8 індексних, 8 адресних та 8 інформаційних). Пристрої ізолювані один від одного і можуть працювати паралельно, збільшуючи т. ч. загальну продуктивність системи.

З центр. процесором зв'язаний ряд периферійних пристроїв обробки, що керують апаратурою введення — виведення. У кожному периферійному процесорі є своя внутр. пам'ять ємністю 4096 12-розрядних слів і 8 інформаційних каналів для підмання пристроїв введення — виведення або додаткових периферійних процесорів. Такий спосіб у принципі дає змогу приєднати до цього центр. процесора необмежену кількість пристроїв введення — виведення. При цьому збільшується лише кількість актів передачі даних з пам'яті в пам'ять по ланцюжку периферійних процесорів. Макс. час передавання 60-розрядного слова становить 55 мсек.

Завдяки тому, що деталі у модулях в «CDC-7600» розміщено співвісно, вдалося домогтися дуже високої щільності упаковки, потрібної для одержання великої швидкодії, і при цьому зберегти високу надійність схем (вищу, ніж в інтегральних).

«CDC 7600» — це перша в світі ЕЦОМ, у якій є пристрій для профілактичного обслуговування. Цей пристрій являє собою спеціалізований процесор, який контролює роботу інших пристроїв системи, не залучаючи її функціонування, і дає змогу перевіряти працездатність та діагностувати несправності деяких компонент системи автономно, тим часом як решта продовжують працювати. У відношенні до всієї системи пристрій для

профілактичного обслуговування має такі самі характеристики, як і периферійний процесор. До складу його входить апаратура профілактичного обслуговування та діагностики, функції якої в ін. системах звичайно розподілені між багатьма пристроями (див. *Діагностика несправностей ЦОМ*).

До типового складу системи входить центр. процесор, 2 внутр. ЗП (надоперативний, ємністю 65 тис., і ОЗП, ємністю 512 тис. слів), пульт дистанційного керування, арифм. пристрої, пристрої введення — виведення, пам'ять на магн. дисках (5 млн. слів) і повне додаткове обладнання. Практична продуктивність системи — 12 + 24 млн. операцій/сек, вхідні мови — АЛГОЛ, ФОРТРАН, КОБОЛ. Складність системи оцінюється в 1,8 млн. електронних компонентів.

Лит. Н. Лан. IBM System Control Data «Electronics», 1968, ч. 41, № 25, D і л е t e i n L. I. The CDC-7600 — a giant in our time. «Data processing magazine», 1969, may.

П. В. Походило.
СЕКВЕНЦІЯ — вираз вигляду $A_1, \dots, A_n \rightarrow B_1, \dots, B_m$, де $A_1, \dots, A_n, B_1, \dots, B_m$ — формули. Читається так: «при припущеннях A_1, \dots, A_n має місце B_1 , або B_2 , або ..., або B_m ». Ліву частину цього виразу наз. а н т а ц е н т о м, а праву — с у н ц и д е н т о м (консеквентом). Формулу $(A_1 \& \dots \& A_n) \supset (B_1 \vee \dots \vee B_m)$ (пуста кон'юнкція означає брехню, пуста диз'юнкція — істину) наз. ф о р м у л и м и о б р а т о м С. При $m \leq 1$ С. наз. о д н о с у н ц и д е н т н о ю. Р. Ф. Мінц.

СЕМАНТИКА логічна (від грец. σμντική — який означає) — розділ логіки, який вивчає значення понять і суджень, а також їхні формальні аналоги — вирази (терми й формули) різних чисельних (формальних систем). До задач С. належить насамперед уточнення таких найважливіших загальнологічних понять, як «смысл», «істинність», «визначуваність», «слідування», «інтерпретація», «модель» та ін. — аж до таких загальних і первинних понять, як «множина», «предмет», «відповідність». Ряд важливих семантичних проблем ґрунтуються навколо відмінності між змістом і обсягом понять, між смыслом та (істиннісним) значенням суджень. Властивості, пов'язані зі змістом понять і смыслом суджень, наз. і н т е н с і о н а л ь н и м и, а властивості, які стосуються обсягу понять та істинного значення суджень, — е к с т е н с і о н а л ь н и м и. Напр., судження « $2 \times 2 = 5$ » і «Волга впадає в Червоне море» різноманітні екстенціонально (оскільки вони мають одне й те саме істиннісне значення), але аж ніяк не інтенціонально (смыслом їхні різні).

Терми «семантика» застосовують у м е т а л о г і ц і й с е м і о т и ц і. В першому випадку під С. розуміють зв'язки зв'язку між знаковополученнями, які входять до складу якоїсь формалізованої мови, та інтерпретаціями (підматченнями) їх термінами тієї системи понять і уявлень, за формалізацію якої працює дана мова (на відміну від синтаксису,

предметом якого є суто формальні, структурні властивості цієї мови) або — у вужчому й конкретному розумінні — саму сукупність правил відповідності (переклад) між формальними виразами та інтерпретаціями їх. Інтерпретаціями формальних символів можуть бути, зокрема, інші формальні символи, що їх вважають за зрозуміліші лише для мети даної задачі. С., розглядавана в межах семіотики, тобто загальної теорії знакових систем, протистоїть, з одного боку, *синтаксиці*, яка вивчає структуру сукупності знаків даної системи, правила утворення й перетворення їх безвідносно до їхніх значень і функцій, а з другого — *прагматиці*, предметом якої є відношення систем знаків до тих, кому ті знаки призначено як адресати. При цьому С. залишається розглянути знакові системи як засіб вираження змісту, встановлювання належності (якщо вона є) між структурою знакосполучень та їхніми виражальними можливостями і, ватазі, вивчення інтерпретації знаків, знакосполучень і сукупностей знакосполучень, які утворюють осмислені тексти. Рівниці між розумінням С. як частини логіки, частини металогіки й частини семіотики, на перший погляд, може здатися принциповою. Але переважна більшість хоч трохи нетривіальних концепцій, висунутих у межах семіотичного підходу, і результатів, одержаних на їхній основі, належить до С., причому майже всі конкретні результати С. одержано саме в межах логіки. С. Осн. для С. (в широкому розумінні слова) зв'язок формального й змістового аспектів мови має першорядне значення не тільки (і не стільки) для штучних (формалізованих), а й для живих, природних мов. Т. ч., металогічний аспект семантики виявляється надто близьким до двох інших.

Основне для С. відношення між виразом та його інтерпретацією при детальнішому аналізі виявляється не бінарним, а тернарним, оскільки саме поняття інтерпретації розширюється на екстенціональний та інтенціональний рівні. Наслідуючи перші фундаментальні роботи з С. нім. логіка Г. Фреге (1848—1925), амер. логіка Р. Карнапа (1891—1970) і амер. логіка А. Черча (н. 1903), кожному власному імені (що в широкому розумінні включає, напр., кількісні числівники й будь-які іменники з певними артикллями або вказівними займенниками) ставлять у відповідність, з одного боку позначення *и* (названий) ним предмет (за іншою термінологією, денотат, або номінат), а з другого — виражений цим ім'ям *смысл* (концепт). Члени цього т. з. семантичного трикутника визначають наперед для природних мов, а потім уже, а деякими обмеженнями, переносять на формалізовані мови. Бінарні відношення між ім'ям, денотатом і концептом, взагалі кажучи, не тільки не взаємно-однозначні, а й не однозначні (з цього випливає неможливість звести їх до одного бінарного відношення); так, імена-омоніми мають кілька різних концеп-

тів, а одному й тому самому концептові можуть відповідати різні імена-синоніми; не є однозначним і т. з. відношення називання між іменем і денотатом, не кажучи вже про обернене йому відношення (напр., імена Ранкова зірка й Вечірня зірка мають спільний денотат: планета Венера, але різні концепти). Однак концепт повністю визначає денотат, який, т. ч., є його функцією, хоч і не всюдн визначеною (напр., ім'я Пегас має зміст, але не має денотата). На відміну від природних мов, формалізовані мови будують, як правило, так, щоб кожним ім'ям мало точно один зміст, тобто омонімії в них не допускають. А синонімії, навпаки, зберігаються і в більшості формалізованих мов, причому синонімії, за визначенням, пов'язуються *відношенням* типу рівності (еквівалентності, тотожності); усунення синонімії виявляється в деяких випадках неможливим через відсутність алгоритму встановлення тотожності довірливих виразів (слів) у досить широкому класі формальних мов (див. *Нерозв'язні алгоритмічні проблеми*). Екстенціональний та інтенціональний аспекти є істотними й під час розглядання ряду фундаментальних понять математики, насамперед — поняття множини. У класичній *множинній теорії* постулюється еквівалентність двох способів задавання множин: спискового й за допомогою певної визначальної властивості, або характеристичного *предиката*; рівноправність першого (екстенціонального) і другого (інтенціонального) способів забезпечується т. з. *принципом загортання*, згідно з яким кожна синтаксично визначена властивість визначає множину предикатів, які мають цю властивість, а *принцип об'ємності* гарантує єдиність такого задавання. Зважаючи, що неможливе користування першим з цих принципів приводить до парадоксів в основах математики, в різних системах аксіоматичної теорії множин приймають лише деякі послаблені його форми, а в системах, заснованих на теорії типів англ. вченого Б. Рассела (1872—1971), намагаються обмежити поняття синтаксично визначеної властивості. Ще радикальніший шлях обрано в інтуїціоністській теорії множин (див. *Інтуїціонізм*). Де поняття множини за просто отождествляється з поняттям «характеристичний предикат» (підхід чисто інтенціональний), але допускаються лише розв'язні і предикати, тобто такі одиниці предикатів $P(x)$, що для кожного x з області визначення такого предиката існує алгоритм, який дає відповідь на запитання: $P(y)$ або $\neg P(y)$?

Основи систематичної побудови сучасної С. закладено в роботах амер. логіка А. Тарського (нар. 1902), який головну увагу приділяв аналізу й можливостям точного визначення таких семантич. понять, як істина, виконуваність, визначуваність, позначення і т. ін. Всі ці поняття він визначав для формалізованих мов засобами багатших мов, які відіграють для перших (об'єктних, або «предметних», мов) роль *метамов* (див.

Метатеорія). Щоб визначити відповідні поняття для неформалізованих мов, їх треба насамперед формалізувати, а після цього дотримуватися тієї ж схеми. Метамову можна, в свою чергу, формалізувати, і, щоб визначити її семантичні поняття (істинні та ім.), доводиться підніматися ще на один метамовний рівень і т. д. А змішування мови й метамови неможливе: приводить до семантичних парадоксів (найвідоміший з них — парадокс брехуна).

Поглядам Тарського й Карнапа протистоїть позиція амер. логіка У.-В.-О. Квайна, який розрізняє, з одного боку, властивості мовних виразів, характеризовані термінами довільних інтерпретацій (моделей) даної мови та інваріанті відносно переходу від однієї інтерпретації до іншої, а з другого боку — мовні властивості, визначаючи в термінах будь-якої однієї інтерпретації. Перше коло питань Квайн об'єднує в теорію змісту, друге — в теорію референції (або теорію позначення). Поняття змісту (концепту), синонімії, осмисленості, семантичного слідування належить до теорії змісту; ця область С. перебуває в початковій стадії розвитку. Теорія референції, яка оперує серед інших поняттями істини (істинності), позначення, іменування тощо, порівняно багата на результати, з яких у першу чергу слід відзначити вже згадану теорему Тарського про невизначеність поняття істини (точніше, невизначуваності предиката істинності) засобами даної мовної системи (якщо припустити її несуперечність). Значення теорему Тарського, яка встановлює певну обмеженість виразальних засобів формалізованих мов, для формалізованої С. багато в чому аналогічне ролі теорему Геделя про дедуктивну неповноту досить багатих *логічно-математичних численн* для метаматематики. До слабших ва ті, що їх розглядає Тарський, мов (напр., тих, що не мають заперечення) можна несуперечним способом приєднати побудоване їхніми таки засобами визначення предиката істинності. З другого боку, перехід від звичайних мов зі скінченим числом ступенів (логічних «типів») до мов, які мають нескінченну ієрархію рівнів (див. *Логіка предикатів вищих ступенів*), не дає змоги розраховувати на можливість несуперечного приєднання предиката істинності навіть до метамовного розширення вихідної системи, бо семантичні парадокси виявляються при цьому неусувними. Незабігання класів істинних і довірливих тверджень, яке виявився з результатів Геделя й Тарського, означає неповноту досить багатих формалізованих мов; однак для мови *числення предикатів сузького*, класи ці (а отже, самі відповідні їм поняття) збігаються, тобто, ця мова є повною.

Твердження якоїсь мови, істинні в усіх її моделях (в усіх можливих світах), наз. аналітично істинними (і відповідно твердження, не істинні в жодній моделі, — аналітично хибними) — на відміну від синтетично (або фактично)

істинних тверджень, істинності яких залежить від властивостей «даного світу». Інакше кажучи, ці твердження, які не є ні аналітично істинними, ні аналітично хибними: вони справджуються в деяких моделях даної мови. Для повних мов поняття аналітичності істинності, яке має семантичний характер, вдається описати в синтаксичних термінах через поняття довірливості. Для мов неповних (а саме такими є всі мови, що становлять найбільший інтерес для науки) ввести С. до синтаксису безпосередньо не вдається. Однак амер. логікові Дж. Кемпні здійснити таке введення (так само й реконструкцію класичної С. Тарського—Карнапа) вдалося за допомогою запровадження його дотепного розрізнення понять моделі й інтерпретації; інтерпретаціями Кемпні наз. лише домислювані (або «головні») моделі, тобто моделі, які вміщують у собі лише логіч. константи (константи, які вживають в усіх моделях фіксування значень). Оскільки вдалося показати, що різниця класу всіх моделей і класу моделей, в яких не справджуються всі нерівняння (істинні, але недовірливі) твердження, точно дорівнює класові всіх домислюваних моделей, то загальнозначущість на цьому класі (замість звичайно потрібної універсальної загальнозначущості) виявилася цілком задовільним синтаксичним еквівалентом (уточненням) семантичного поняття аналітичності істинності. Аналогічні експлікації легко одержати і для понять аналітичної помилковості, логіч. істинності, синтетичності, логіч. слідування і логіч. еквівалентності, це дає змогу застосовувати одержаний апарат до осмислювання результатів не тільки дедуктивних, але й емпіричних наук.

Ідея Г.-В. Лейбніца про розрізнення можливих світів і дійсного світу як основа для побудови С. розвивалась і далі. Особливо продуктивним виявилось запроваджене амер. логіком С. Кріпке поняття модельної структури. Модельна структура — це сукупність множини всіх моделей класичної логіки висловлювань (всі можливі світи), конкретної моделі з цієї множини (дійсний світ) і рефлексивного бінарного відношення на множині моделей, яке зв'язує загальнозначущість (тобто істинність) довільного твердження в одній моделі з можливістю цього твердження в іншій моделі. Залежно від додаткових властивостей такого відношення (симетричності, транзитивності) моделлю дійсного світу виявляється одна з систем логіки модельної системи *М* Г. фон Райта, її розширення — т. з. брауєрова система або системи *K. 1*, *Ljyicis S4* і *S5*. Відображення модальних систем в інтуїціоністську логіку допомогли С. Кріпке побудувати С. цієї логіки й добути з цього «модельвання» кілька важливих висновків загальнологіч. характеру, напр., про повноту інтуїціоністського числення предикатів відносно побудованої С. і нерозв'язності інтуїціоністського числення одномовних предикатів. Семантичну проблематику пов'язували з ідеями модальної логіки.

Ідеї, методи й результати С. застосовують у різноманітних галузях прикладної лінгвістики й семіотики (автомат. дешифрування текстів, машинний переклад, автомат. реферування і т. п.), в побудові семантичної інформації теорії, програмуваних експертних систем, в дослідженні проблем розпізнавання образів і ширше — в побудові штучного розуму. Одержані результати дають змогу сказати, що семантика С. та інших наук найбільш перспективна.

Літ.: Філя В. К. О некоторых семантических понятиях для простых языков. В кн.: Логическая структура научного знания. М. 1965. С. 179—181. Такавеш П. В. Семантика в логике. В кн.: Логическая семантика и модальная логика. М., 1967. Тагаки А. Logic, semantics, metamathematics. Oxford, 1956. Карнап Р. Языки и методология. Пер. с англ. М., 1959 (Библиогр. с. 357—360). Чарч А. Введение в математическую логику. Пер. с англ. т. 1. М., 1960. Beth E. W. Extension and Intension. В кн.: Logic and Language. Dordrecht 1962. Kripke S. A Semantical analysis of modal logic I. Normal propositional calculi. Zeit schrift für Mathematische Logik und Grundlagen der Mathematik, 1963. В. 9. № 1.

Ю. О. Гостев, В. К. Філя.

СЕМАНТИКА СТРУКТУРНА — розділ структурної лінгвістики, присвячений опису смислу мовних висловів і операцій над ними. У С. є виділяють два типи моделей мовного походження носіїв і дослідження мови. Моделі мовного походження носіїв поділяють на такі, що породжують текст, і на такі, що перекладають текст на смисл або смисл — на текст.

Породжувальні моделі, що виникли під великим впливом формальної логіки, імітують уміння носія мови відрізняти осмислені речення від безсмісловних, справжні від несправжніх, аналітично істинні («холостки — нежонаті») від синтетично істинних («Сонце — джерело життя на землі»). На вхід породжувальної моделі подають готову синтаксичну структуру речення (напр., «дерево» його складників — див. *Граматика породжувальна*) за допомогою спец. словника й правил сполучення значень, які «амальтують» значення двох складників цього рівня в значення складника наступного рівня, а речення з'являються його семантичну характеристику. Критики породжувальних семантичних моделей зазначали, що логічний аналіз судження, що є в реченні (питання осмисленості, істинності тощо), виходить за межі компетенції лінгвістики, завдання якої — показати, як використовують мову, щоб передати будь-який смисл, зокрема аномальний в тому чи ін. відношенні. Це завдання розв'язують моделями перекладу тексту на смисл (аналіз) і смислу — на текст (синтез).

Тепер більше розроблено синтезуючі моделі. На їхній вхід надходить смисл, що його треба висловити, записаний спец. семантичною мовою; на виході виходять мовні вислови рівнозначні одне одному реченню, які виражають заданий смисл (поняття рівнозначності беруть як невизначуване; смислом називають інваріант рівнозначних речень), і (або) мовну речень — висновків із заданого смислу.

Істотними компонентами моделі є: штучна семантична мова й штучно-семантичний словник. Семантична мова складається з сукупності понять і синтаксичних відношень, прагнучи утворення речень цієї мови й правил рівнозначного чи імплікативного (для вилучення висновків) перетворення їх. Для тлумачення значень слів (чи інших мовних одиниць) у штучно-семантичному словнику є переклад їх семантичною мовою. Вважають за доцільну ієрархію семантичних описів — від абстрактного семантичного запису типу числення предикатів до поверхової синтаксичної структури («дерева») в конкретних словниках певної природної мови в місцях відгалужень. Тоді семантичний синтез постав як багаторазове перекладування попередньо заданого смислу з поступовим наближенням до форми, в якій він виражається природною мовою.

Повної моделі зазначеного типу немає, але багато фрагментів її розробляють на основі трьох принципів, кожний з яких має свою лінгвістичну традицію. 1) Згідно з принципом диференційних ознак, перенесеним в фонологію, значення слова розглядають як кон'юнкцію елементарних компонентів — т. з. «атомів смислу». Конкретному аналізу було піддано системи імен спорідненості та ін. прості номенклатури. Аналогічне узагальненню про структуру смислу мовних одиниць лежало і в основі перших семантичних моделей, використовуваних в інформаційному пошуку, автоматичному перекладі (див. *Машинний переклад*) і в семантичних породжувальних моделях. 2) Згідно з принципом синтаксичної організації (власнотому на протипагу і-му принципів) для адекватного зображення смислу семантичні складники складного значення мають створювати достатньо складну синтаксичну структуру (напр., «дерево» залежностей). Практично при тлумаченні значень слів цього принципу дотримувалися й раніше: синтаксис природної мови використовували в лексикографії; спец. синтаксис, близький до синтаксису числення предикатів, — у працях рад. учених з автомат. перекладу та перекладу з мов інформаційно-логічних. 3) Потреба одержувати можливі рівнозначні речень зумовила звернення С. є. до принципу числення перетворень, який спочатку виник у теорії породжувальних граматик саме на синтаксичній основі (в цій теорії розглядали тільки перетворення синтаксичної структури речення, що зберігають її граматичну правильність і лексичний склад). У С. є. поняття перетворення модифіковано в двох відношеннях: 1) звужено — розглядаються лише семантично інваріантні (та імплікативні) перетворення, і розширено — допускаються будь-які зміни в лексичному складі речення (див. *Модель смислу ↔ текст*). У найновішій С. є. предметом розгляду став, на додаток до семантики речення, семантика структура цілого зв'язного тексту.

Моделі дослідження в С. є. мають на меті одержати відомості про зна-

чення мовних одиниць за допомогою формальних процедур обробки мовного матеріалу. Літ. Структурно-математична лінгвістика. К., 1965. Статистичні та структурні лінгвістичні моделі. К., 1968. Адресні К. Д. Експериментальне дослідження семантики російського глагола. М. 1967. [Бібліогр. с. 241—248]. Жолковський А. К., Мельчук И. А. О семантическом синтезе. [Проблемы кибернетики, 1967, в. 19. Очерки В. М. Структура і семантика науково-технічного терміна. Х., 1968. Себа И. П. Структура связанного текста и автоматизация реферирования. М., 1969. Машинный перевод и прикладная лингвистика, в. 11, 13, 15. М. 1966, 72. [Бібліогр. в. 11, с. 202, 217, в. 12, с. 191, 244]. Кирьяков Е. Ф. Лінгвістичні основи автоматизації інформаційного зв'язу. К., 1970. [Бібліогр. с. 238, 240]. W. H. F. G. L. C. Explorations in semantic theory. В кн. Current trends in linguistics, v. 3. Theoretical foundations. Paris, 1969; Lyons J. Introduction to theoretical linguistics. London—New York, 1964. [Бібліогр. в. 490—498].

Ю. Д. Адресні, А. К. Жолковський

СЕМАНТИЧНИЙ АНАЛІЗ сукупність операцій, які служать для подання змісту тексту природною мовою у вигляді запису на певній формалізованій семантичній (символічній) мові. С. а. моделює процес розуміння тексту людиною. Адекватність моделювання (повнота й точність перекладу з природної мови на семантичну) залежить від можливостей семантичної мови, розробленості правил перекладу й точності співвіднесення одиниць природної мови з одиницями семантичної. В ідеальному випадку один і той самий семантичний запис, який є перекладом певного виразу з природної мови, має бути єдиним для всіх інших виразів, символічних даному в тій самій чи будь-якій іншій природній мові. З існуючих підходів до розв'язування проблеми С. а. можна виділити такі: тезаурусний метод, метод семантичних множників і кореляційний метод. Відмінні між ними зумовлені в осн. вибором інструменту аналізу. С. а. є, зокрема, одним з етапів автоматичного перекладу (див. *Машинний переклад*), у процесі якого семантична мова виступає в ролі *мови-посередника*. Різновидом С. а. є індексування в інформаційно-пошуковій системі, тобто подання змісту документів і запитів у термінах *мови інформаційної*.

Літ. Мастерьян М. Тезаурус в синтаксисі і семантиці. В кн. Математическая лингвистика. М., 1964. Жолковський А. К., Леопольд Н. И., Мартынов Ю. С. О принципиальном использовании смысла при машинном переводе. В кн. Машинный перевод. М. 1971. Мельчук И. А., Равич Р. Д. Автоматический перевод. 1949—1963. Кратко-библиографический справочник. М., 1967. Ш. М. Труб

СЕМІОТИКА (від грец. *σημιον* — знак) — комплекс наукових теорій, що визначають властивості знакових систем, тобто систем конкретних чи абстрактних об'єктів знаків, з кожним з яких певним чином встановлено якийсь значення. Для різних знакових систем і при різному тлумаченні це значення може бути чи конкретним фіз. об'єктом чи абстрактним поняттям. Знаковими системами є природні (розмовні) мови, системи речень наук. мови, штучні мови (у т. ч. формалізовані й частково формалізовані природнонаук. мови, напр., інтерпретовані логік, і матем.

числення, хім. символіка, авторитетні мови й мови програмування, мови інформаційні), системи сигналізації в людському суспільстві й тваринному світі (від азбуки Морзе й системи знаків вуличного руху до мови бджіл та дельфінів), системи станів і входних та вихідних сигналів різних машин і автоматів (у широкому розумінні, включаючи АОМ та ЦОМ і абстрактні «машини», напр., Тюрінга-машини) тощо. За певних умов як знакові системи можна вважати «мови» образотворчих мистецтв і музики, різноманітні машини-знаряддя й верстати, фіз. схеми та прилади і взагалі будь-які пристрої, якими розглядати їх як «чорні ящики», аж до живих організмів та окремих їхніх частин і систем (напр., людський мозок), і, нарешті, виробничі та соціальні об'єднання (колективи).

Визначення в рамках С. такого широкого кола об'єктів зумовлене тим, що увагу фіксують лише на певному їхньому аспекті — розглядають ці об'єкти саме як системи знаків, що зрештою виражають (чи можуть виражати) якийсь смисл. Природність такого підходу визначається всім розвитком науки, в процесі якого встановлюють дедалі більше закономірностей, спільних для різних знакових систем (див. *Автоматизовані машини*). Осн. ідеї С. накреслили ще нім вчений Г.-В. Ліббінц (1646—1716) і швейц. вчений Ф. де Соосюр (1857—1913), вперше сформулювали та розвинули їх амер. вчені Ч. Пірс (1839—1914), Ч. Морріс (в 1901), Р. Карнап (1891—1970) та ін. Фактичний матеріал, одержаний тогочас у семіотичних дослідженнях, стосується переважно *логіки математичної та лінгвістики математичної*. Знакові системи виконують важливі функції пізнавальної, техніко-прикладного характеру, зокрема, функцію передавання вираженого знаками повідомлення, особливо функцію вираження смислу (значення); функцію спілкування (забезпечують взаєморозуміння між людьми в суспільних колективах, волюнтарій та емоційний вплив тощо); пізнавальну ф-цію, пов'язану з набуванням нових знань та ін.

Семіотичну проблематику розглядають у трьох осн. аспектах, яким відповідають три осн. розділи (чи рівні) С. Це такі розділи: *систематика*, *семантика*, що вивчає знакові системи як засоби вираження смислу (осн. предметом її є інтерпретація знаків і знакосполучень) і *прагматика*. Синтактичні й семантичні аспекти вивчення знакових систем звичайно відносять до металогіки.

С. трактує різні знакові системи як моделі певних фрагментів зовн. світу, що будуються в ході пізнавальної та практичної діяльності людей. У зв'язку з цим особливого значення набувають проблеми прагматики, що виходять за рамки металогічних досліджень, зокрема кіберн. проблема співвідношення можливостей людини й машини та ролі людини в системах типу «автомат — людина», прагматичний аспект якої перебуває в центрі уваги широкого кола наук — від гістоелектролі до *психології інженерної*. Деякі

конкретні знакові системи наділяють як предмет досліджень і в сучас. нейрофізіології, біофізиці, генетиці, структурній лінгвістиці, окремих розділах естетики та ін. науках. Колишні логіко-лінгвістичні рамки семіотичного підходу дедалі розширюються в міру зближення його з проблематикою інформації теорії й теорії інформаційно-комунікаційних систем, педагогіки й теоретичної та технічної кібернетики. Особливий методологічний, конкретно-науковий і практичний інтерес становлять дослідження природних і штучних знакових систем і погляду проблеми їхнього взаємного ізоморфізму (або принаймні гомоморфізму однієї з них щодо іншої) у зв'язку з завданням моделювання поведінки складних біол. систем і конструювання штучних знакових систем, яке виходить з вимоги такої ізоморфії (гомоморфії). Це проявляється, напр., у розвитку біоніки — аж до розробки спец. мов, які можуть налягатися приладдями для міжпланетних комунікацій (напр., ЛІНКОС). Семіотичні ідеї інтенсивно проникають у сучасну соціологію та економіку. Особливого значення семіотичний підхід набуває при розв'язуванні проблем машинного перекладу й семантичних задач, які виникають у зв'язку з проблемою наближення мов ЦОМ та алгоритм. мов до природної мови, а в широкому плані — з проблемою «спілкування» людини з машиною (див. *Власовид людини з обчислювальною машиною*). Див. Симіонізм по структурному підходу знакових систем М. 1962. Ільїн В. В. Роль семіотики в кібернетичному дослідженні людини і колективів. В кн. *Логістична структура наукового знання* М. 1963. Бур С. Кібернетика й управління промисловістю Пер савід М. 1963. Ю. О. Гаске

СЕРВОМОТОР — різновид циклического механізму

«СЕТУНЬ» — мала цифрова обчислювальна машина, призначена для розв'язування науково-технічних та економічних задач середньої складності. Розроблено П. в обчисл. центрі Московського ун-ту 1959, 1962 — 64 П випускали серійно. «С» має трійкову симетричну систему представлення чисел (з цифрами 1, 0, -1) з фіксованою після другого розряду або плаваючою (програмованою) комою, операції нормалізації та зсуву. Діапазон представлення чисел у машині з фіксованою комою $\pm [4,5 - 0,5 \cdot 3^{-26}]$, а з плаваючою комою $\pm [10^{+37}]$, абсолютна похибка представлення чисел з фіксованою комою становить $0,5 \cdot 3^{-26}$. Розрядність представлення чисел у запам'ятовувальному пристрої (ЗП) — 18 трійкових розрядів (довге слово) або 9 розрядів (коротке слово); розрядність команд 9 розрядів, структура команд — одноадресна з ознакою модифікації адресної частини; кількість операцій — 24. У «С» два ступені пам'яті: основний ЗП на магн. барабані ємністю або 1944 або 3888 коротких слів та оперативний ЗП на феритових осердях ємністю 162 коротких слова (пересилання з одного пристрою в другий — групами по 54 короткі слова). Виконання арифм. та логічних

операцій — послідовне (є окремий блок для виконання швидкого множення). При роботі в оперативному ЗП час виконання операції додавання — віднімання — 180 мксек, множення — 320 мксек, передачі керування — 100 мксек. Середній час групового звертання до ЗП на магн. барабані — 7500 мксек. Дані вводяться в машину з 4-хтиждоріжкової паперової перфострічки зі швидкістю 800 рядків/сек; вхідних пристроїв (фотоуводів) — два; буквенний текст і десяткові числа довільної форми вводяться у вигляді груп алфавітно-цифрових знаків (до 162 знаків в одній групі); команди, представлені дев'ятковим кодом, вводяться зонами по 54 команди. Виведення даних з машини — на двоколірний друк зі швидкістю 7 знаків за 1 сек і на паперову перфострічку — зі швидкістю 20 рядків за 1 сек (а також на телетайп).

«С» виконано на порогових логічних елементах ЦОМ типу швидкодіючих магн. підсилювачів. Особливості структури «С» визначили принципом побудови малої ЦОМ, що набули розвитку в мінімалінах. Див. Л. Руссонов Н. П. та ін. Мала цифрова обчислювальна машина «Сотунь». М., 1963 (бібл. гр. 139).

СИГНАЛІЗУЮЧА ФУНКЦІЯ функція, що характеризує складність роботи автомата. Напр., у випадку Тьюрінга машини С. ф. є функція, яка для кожного значення аргументу порівнює числу тактів роботи, витрачених машиною для одержання результату (часова С. ф.) або кількості комбірацій стрічки, в яких хоча б раз за час роботи побувала головка машини Тьюрінга (явнісна С. ф.). З кожним конкретним автоматом можна пов'язати багато різних С. ф. Див. також *Складність обчислення*.

СИЛОГІСТИКА — розділ формальної логіки, що вивчає логічні висновки типу силогізмів. Основа С. заклав ще Аристотель (IV ст. до н. е.). Вони стали першим розділом формальної логіки. Прикладами силогізмів є такі висновки

Кожний Х є У	Якийсь Х є У
Кожний Z є X	Кожний Z є X
Отже, кожний Z є У.	Отже, якийсь Z є У.

Перший з них, очевидно, є правильним, таким, що дає завжди істинні висновки, якщо засновки істинні, другий — неправильним. Це являє з такого прикладу

Деякі свавці — тигри
Кожна людина — свавець
Отже, деякі люди — тигри

Вирази що стоять над рискою, наз. засновками силогізму, вираз, що стоїть під рискою, його висновком. Ці вирази побудовані за допомогою таких чотирьох зв'язок: кожний Х є У (Х є У), жодний Х не є У (Х не є У), якийсь Х є У (Х і У) і якийсь Х не є У (Х о У), що їх традиційно позначають літерами е, е, і, о. У силогізмі два засновки, причому існує одна й тільки одна змінна, спільна для цих двох засновків. Треба, щоб змінні

які стоять у висновку, були в одному й тіж- ки одному засновку. С. у своїй класичній формі займався класифікацією таких силіогізмів і виділенням в них правильних і неправильних. У рамках сучасної логіки математичної С. вводиться до одного з розділів числення предикатів *свільного* — числення одномісних предикатів. Через це вона має тепер лише істор. значення, але це значення дуже велике. Створивши С., Аристотель зробив великий внесок у формальну логіку, зокрема тим, що застосував у ній аксіоматичний метод та запровадив зміни у логіку. Починаючи з Аристотеля, а працях грец. стоїків та середньовічних схоластів, що вивчали силіогізми, було вироблено з більш-менш явних формі такі важливі поняття, як поняття терма, предиката, класифікація, формального висновку тощо. Літ. Лунассеніч Я. Аристотелевская силіогістика в точні вренні сучасної формальної логіки. Пер. з англ. М., 1959.

Л. А. Адашкін, М. І. Кратко.

СИМВОЛЬНІ ПЕРЕТВОРЮВАННЯ НА ЕОМ — перетворювання даних, які задають виразами, що містять символічні змінні, тобто змінні, значення яких є не лише числами. Задачі, які потребують символічних перетворень у великому обсязі, виникають при обробці текстів, доведенні теорем на ЕОМ, при розв'язуванні логіч. задач оптимізації програм і при розв'язуванні задач, пов'язаних з іншими алгебрами. Використовуванням обчислювальних машин для С. н. на ЕОМ розпочалося після появи достатньо досконалих машин і розвинених алгоритмічних мов. Для створення більшості теперішніх програм символічних перетворень використовували мову ЛІСП. Мовою публікації є також формульний АЛГОЛ. Особливе значення мають ті С. н. на ЕОМ, що стосуються розв'язування задач, інформація про які задається мовою матем. аналізу. Використовування машин для таких символічних перетворень дає змогу застосовувати в малодоступних для людини масштабах аналітичні методи розв'язування, напр. задач лінійної алгебри, розв'язування дифер. рівнянь, інтегр. рівнянь тощо. Найрозвиненішими мовами, використовуваними для цих цілей, є мова FORMAC, створена в Массачусетському технологічному ін-ті (США), і спеціально орієнтована на застосування аналітичних методів мова АНАЛІТИК, створена в ін-ті кіберетики АН УРСР. Відмітною особливістю мови АНАЛІТИК є те, що її розробляли як зхідну мову, безпосередньо застосовувану в машині для інженерних розрахунків «МІР-2». Орієнтація структури машини «МІР-2» на реалізацію мови дає можливість зробити цю реалізацію ефективною. Разом з тим використання інших мов для С. н. на ЕОМ вимагає створити спец. трансляційні системи на вже існуючих машинах.

Осн. операції, застосовувані для перетворення аналітичних виразів, такі 1) Операція формування нових виразів за правилами, описуваними тиж виразами. У цій операції використовується рекурсивна процедура підста-

новки у вираз замість змінних іменованих ними виразів. 2) Операції, основані на застосовуванні до перетворюваних виразів рівностей форм виразу: $P_1(x_1, x_2, \dots, x_n) = P_2(x_1, x_2, \dots, x_n)$. Тут P_1, P_2 — форми, x_1, x_2, \dots, x_n — змінні, які в процесі застосування набувають відповідних значень. 3) Операції, які зводять перетворювані вирази до різних канонічних форм. Їхні фіції зручно описувати за допомогою відповідних співвідношень. Через масовий характер цих перетворень потрібна велика швидкість виконуваних їх. Ці вимоги можна задовольнити при схемно-програмній реалізації операції. До операцій, які вводять вирази до канонічних форм, належать: а) $P \div 0 = P, P \times 0 = 0, P \times 1 = P, P^2 = 1, P^1 = P, 1^P = 1$; б) $\alpha \times P + \beta \times P = (\alpha + \beta) \times P, P^1 \times P^2 = P^1 + P^2$; в) $(P_1 + P_2) \times P_3 = P_1 \times P_3 + P_2 \times P_3$ та інші операції. Тут P, P_1, P_2, P_3 — вирази, α, β — числа. Використання канонічних форм робить розв'язною процедуру встановлення еквівалентності виразів для багатьох підалгебр матем. аналізу. До осн. операцій, які використовують, розв'язуючи задачі аналітичними методами, належать також диференціювання символічне та інтегрування символічне.

Осн. відмінностями машинних символічних методів від «ручних» є, по-перше, те, що при розробці їх для сучас. ЕОМ проблема мінімізації пам'яті відіграє більшу роль, ніж проблема мінімізації кількості виконуваних операцій, а, по-друге, для реалізації алгоритмів зі складною логіч. структурою потрібен досить розвинений апарат розпізнавання, за допомогою якого перевірялась би еквівалентність виразів, ступінь подібності їхньої структури, а також різні функціональні властивості. Через труднощі, пов'язані зі створенням такої системи розпізнавання, часто при розв'язуванні практичних задач потрібна робота в режимі діалога людини — машина, коли фіції розпізнавання передаються людині. Разом з тим у плані робіт з моделювання людського мислення, створення штучного інтелекту й розв'язування ряду практично важливих задач створено значну кількість автоматизованих програм. До них належать програми доведення теорем, евристичні програми символічного інтегрування та ін. Наявність у мові АНАЛІТИК операторів, які забезпечують виконання осн. аналітичних перетворень і дають змогу для широкого класу виразів розпізнавати еквівалентність, ступінь подібності й функціональну залежність виразів від заданої змінної, робить можливим описування цією мовою досить складних алгоритмів, розрахованих на роботу в автомат. режимі.

Лит. Глушков В. М. (та ін.). АНАЛІТИК (алгоритміческий язык для описания вычислительных процессов с использованием аналитических преобразований). «Кибернетика», 1971, № 3, Bond E. (та ін.). FORMAC an experimental formula Manipulation Compiler. В кн.: Proceedings of the 19th National Conference Association for Computing Machinery. New York, 1964.

В. П. Кошечко, Ю. С. Фішман.

СИМЕТРИЧНІ ФУНКЦІЇ АЛГЕБРИ ЛОГІКИ — функції алгебри логіки, які не змінюються при будь-якому переставленні їхніх аргументів. С. ф. а. л. є, наприклад, ф-ції $x_1, x_2, x_3, \dots, x_n, x_1 + x_2 + \dots + x_n \pmod{2}$ тощо. Клас С. ф. а. л. є класом замкнених функцій алгебри логіки і допускає простішу, ніж клас усіх ф-цій, реалізацію у вигляді схем або формул.

СИМПЛЕКС-АЛГОРИТМ — див. Симплекс-метод.

СИМПЛЕКС-МЕТОД — метод розв'язування задачі лінійного програмування, де відбувається спрямований рух за опорними планами до знаходження оптимального розв'язку; С. м. має ще методом послідовного поліпшення плану.

Нехай невироджену задачу програмування лінійного подано в канонічному вигляді

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j = \max.$$

$$\sum_{j=1}^n A_{ij} x_j = B, \quad x_j \geq 0, \quad i = 1, 2, \dots, m.$$

де $X = (x_1, \dots, x_n)$ — вектор змінних, $C = (c_1, \dots, c_n)$, $B = (b_1, \dots, b_m)^T$, $A_j = (a_{1j}, \dots, a_{mj})^T$, $j = 1, \dots, n$ — задані вектори, T — знак транспонування, $\bar{X} = (\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_m)$ — відмінні від нуля компоненти опорного плану, розміщені для простоти викладу на перших m місцях вектора X , $\bar{A} = (A_1, \dots, A_m)$ — базис цього плану. Тоді

$$\sum_{i=1}^m A_i \bar{x}_i = B, \quad (1)$$

$$\sum_{i=1}^m c_i \bar{x}_i = \bar{z}_0. \quad (2)$$

де \bar{z}_0 — значення лінійної форми на даному плані. Оскільки вектор-стовпці матриці A лінійно незалежні, будь-який вектор умов A_j має за ними єдине розв'язання:

$$\sum_{i=1}^m A_i x_{ij} = A_j, \quad i = 1, \dots, m, \quad (3)$$

$$\sum_{i=1}^m c_i x_{ij} = c_j, \quad i = 1, \dots, m, \quad (4)$$

де x_{ij} — коэф. цього розкладу. Система умов

$$\sum_{i=1}^m A_i x_i + A_k x_k = B, \quad k \geq m+1, \quad (5)$$

$$x_k \geq 0, \quad x_i = 0, \quad i = m+1, \dots, n, \quad i \neq k \quad (6)$$

при заданому k визначає у просторі змінних задачі промінь, що виходить з точки, яка відповідає розглядуваному опорному планові. Нехай значення змінної x_k під час руху по цьому променеві дорівнює θ , тоді значення базисних змінних дорівнюють $x_i(\theta)$. У цих позначеннях рівняння (5) подамо у вигляді

$$\sum_{i=1}^m x_i(\theta) A_i + \theta A_k = B. \quad (7)$$

Помноживши рівняння (3) на θ при $j = k$ і віднявши від рівняння (1), одержимо

$$\sum_{i=1}^m (\bar{x}_i - \theta x_{ik}) A_i + \theta A_k = B. \quad (8)$$

З рівнянь (7–8) одержимо

$$x_i(\theta) = \bar{x}_i - \theta x_{ik}, \quad i = 1, \dots, m. \quad (9)$$

i	Базис	\bar{C}	B	c_1	c_2	...	c_i	...	c_m	c_{m+1}	...	c_j	...	c_k	...	c_n
				A_1	A_2	...	A_i	...	A_m	A_{m+1}	...	A_j	...	A_k	...	A_n
1	A_1	c_1	x_1	1	0	...	0	...	0	$x_{1,m+1}$...	x_{1j}	...	x_{1k}	...	x_{1n}
2	A_2	c_2	x_2	0	1	...	0	...	0	$x_{2,m+1}$...	x_{2j}	...	x_{2k}	...	x_{2n}
...
i	A_i	c_i	x_i	0	0	...	1	...	0	$x_{i,m+1}$...	x_{ij}	...	x_{ik}	...	x_{in}
...
m	A_m	c_m	x_m	0	0	...	0	...	1	$x_{m,m+1}$...	x_{mj}	...	x_{mk}	...	x_{mn}
m+1			x_0	0	0	...	0	...	0	Δ_{m+1}	...	Δ_j	...	Δ_k	...	Δ_n

Оскільки $x_i(\theta)$ при $\theta = 0$ визначають план задачі, то найбільше θ , що не порушує обмежень $x_i(\theta) \geq 0$, визначається з умови

$$\theta_0 = \min_{i \in I} \frac{\bar{x}_i}{x_{ih}} \quad (10)$$

де $I = \{i | x_{ih} > 0\}$.

Внаслідок невід'язності задачі мінімум досягається не більше, як для одного $i = i$ і $\theta_0 > 0$. Значення лінійної форми при $\theta = \theta_0$ визначається з рівнянь (9), (4), (2).

$$z_0(\theta_0) = \sum_{i=1}^m c_i x_i(\theta_0) + c_h \theta_0 = \bar{z}_0 - \theta_0 \Delta_h \quad (11)$$

де $\Delta_h = z_h - c_h$. Очевидно, $\Delta_j = 0$ для $j = 1, \dots, m$.

Нехай $\bar{A} = B$ — початковий базис з m одиничних векторів. Дані задачі записують у вигляді симплекс-таблиці (див.). Симплекс-алгоритм розв'язування задачі лінійного програмування складається з виконання таких операцій: 1) відшукати $\Delta_h = \min \Delta_j$. Якщо

$\Delta_h = 0$, розглядуваний план оптимальний; якщо $\Delta_h < 0$, вектор A_h вводиться в базис;

2) відшукати θ_0 та i , для якого $\theta_0 = \frac{\bar{x}_i}{x_{ih}}$ з ф-ли (10). Якщо $I = \Lambda$ — пуста множина, лінійна форма необмежена згори, якщо $I \neq \Lambda$, вектор A_i вводиться в базис; 3) за знайденим i , k обчислити нові значення елементів таблиці за ф-лами:

$$x'_{ij} = \begin{cases} x_{ij} - \frac{x_{ij}}{x_{ih}} x_{ih} & i \neq i, \\ \frac{x_{ij}}{x_{ih}} & i = i, \end{cases} \quad (12)$$

$$i = 1, \dots, m+1 \quad j = 0, 1, \dots, n.$$

де $x_{i0} = \bar{x}_i$, $x_{m+1,0} = \bar{z}_0$, $x_{m+1,j} = \Delta_j$. і перейти до виконання операції (1) з новими значеннями всіх $x_{ij} = x'_{ij}$. Перетворення (12) замінює вектор коефіцієнтів $X_h = (x_{1h}, \dots, x_{mh})$ на одиничний вектор x'_h з $x'_{hh} = 1$. Внаслідок монотонного збільшення z_0 повернення до вже раз проведеного плану неможливе, а з скінченності числа опорних планів випливає скінченність алгоритму. Початковий опорний план в одиничним базисом можна одержати, розв'язавши описаним алгоритмом допоміжну

задачу $\sum_{i=1}^m (-y_{n+i}) = \max$ при обмеженнях

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j + y_{n+i} = b_i, \quad i = 1, \dots, m, \quad y_{n+i} \geq 0, \quad i = 1, \dots, m; \quad x_j \geq 0, \quad j = 1, \dots, n,$$

яка містить одиничний базис, що складається

з векторів A_{n+1}, \dots, A_{n+m} . Цим векторам відповідають штучні змінні зі значеннями $\bar{y}_{n+i} = b_i, \quad i = 1, \dots, m$. Якщо в оптм.

розв'язку цієї задачі $\sum_{i=1}^m y_{n+i} > 0$, вихідна

задача не має розв'язків. А якщо $\sum_{i=1}^m y_{n+i} =$

$= 0$ і задача невід'язна, оптм. базис складатиметься тільки з векторів вихідної задачі, які за формулами (12) перетворено на одиничну матрицю. Якщо задача має вироджені плани, значення z_0 може не зростати на ряді ітерацій. Це відбувається через те, що значення відповідних x_i дорівнює нулеві й визначається неоднозначно. У таких випадках монотонність методу порушується і може відбутися зацікловання, тобто повернення до вже пройденого базису. Невелика зміна вектора обмежень задачі, яка полягає в заміні величин b_i на $b_i + \xi_i$, де ξ_i досить малі, при належному виборі ξ_i не змінює множини векторів, оптм. опорного плану вихідної задачі і робить її невід'язною.

Описаний вище алгоритм нав. першим (або прямим) алгоритмом С.-м.

Широко відомий і другий алгоритм (алгоритм зі зворотною матрицею). У ньому перетворюється лише матриця A^{-1} , обернена базисній матриці;

Літ. див. до ст. Програмування лінійне.

Б. О. Трубин.

СИМСКРИПТ — алгоритмічна мова для моделювання систем на цифрових обчислювальних машинах. Розроблено в 1963 в США. Призначення — прискорювати програмування задач моделювання складних систем; дає змогу й модифікувати моделі за результатами попередньої реалізації їх. У будь-якій моделі є опис статусу системи, який змінюється в міру настання подій. Статус описує в параметрах об'єкт, властивість об'єкта і множини об'єктів, а подію — окремою програмою, яка визначає зміну статусу внаслідок настання події. На основі списку подій складають синхронізуючу програму, яка диктує виклик програм подій у потрібній послідовності.

М. П. Бусенко.

СИМУЛА — сімейство мов програмування. Розроблено їх у Норвезькому обчисл. центрі. Відомі й поширені мови СИМУЛА-1 та СИМУЛА-67. Обидві мови базуються на мові АЛГОЛ-60 і повністю включають у себе цю мову.

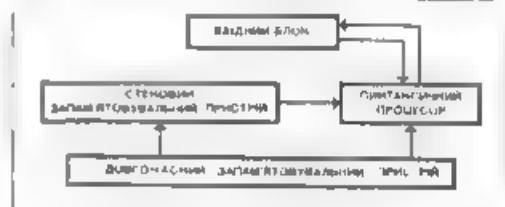
С.-1 — універсальна мова моделювання систем з дискретними подіями. Розроблено її 1964. Фундаментальним поняттям її є процес. За допомогою процесів описується послідовність дій; процеси можуть виступати і як пасивні об'єкти. Дії та взаємодія процесів повністю описують систему з дискретними подіями. Описування класу процесів оформляється у вигляді опису діяльності, синтаксис якого близький до синтаксису описування

процедура Процес динамічно породжується (в результаті обчислювання породжуваних виразів — показників процесів) і залишають систему (якщо немає послань). Усі послання на окремий процес здійснюються за допомогою стандартного посилання, що його наз. елементом. У зв'язку з цим запроваджено поняття типу «елемент» і елементні вирази (змінні, показники функцій, породжувани вирази), значення яких є елементами. На процес можуть вказувати кілька елементів. Виконання процесу може складатися з кількох активних фаз (подій). Час системи дискретний: у ході виконання однієї активної фази він залишається сталим. Послідовність виконання подій керують спец. керуючі оператори. Один процес може одержувати доступ до даних іншого процесу в результаті виконання т. в. операторів присуджування. В С.-1 введено як стандартні деякі процедури випадкової вибірки й статистичного аналізу.

С.-67 — універсальна мова програмування Розроблено П 1967—68. В С.-67 запроваджено поняття об'єкта, аналогічне поняттю процесу в С.-1. Об'єкти зводять шляхом описування класу, що задає правило дій об'єктів і склад даних, носіями яких є об'єкти. Ідентифікатор описаного класу можна використовувати як префікс для описування іншого класу. Об'єкт, породжуваний класом з префіксом, наз. с к л а с а д а н и м; він має властивості обох класів ієрархії опису класів з префіксами на обмеження. Префіксами можуть достачатися й блоки. Об'єкти породжуються в результаті обчислення спец. породжувальних виразів. Базовий набір операторів, що керують послідовністю роботи об'єктів, досить простий: основними є оператори **ВІДКРИТИЙ Й ПОНОВИТИ**. Крім типу **АЛГОЛ-60**, для змінних, масивів та функцій у мові запроваджено тип посилання на об'єкт даного класу, символічний і текстовий. Набір стандартних операцій-функцій дає змогу провадити необхідні елементарні перетворення текстів. У С.-67 вжито оператори приєднання, аналогічні С.-1. Крім того, один об'єкт може одержати доступ до даних іншого об'єкта за допомогою т. в. далекобійних ідентифікаторів. Запроваджують опис різних класів, використовуваних як префікси перед описами інших класів або перед блоками, можна розширювати можливості та зображальні засоби мови. Кілька класів введено в С.-67 як стандартні. З них клас **МОДЕЛЮВАННЯ** відповідає всім засобам моделювання С.-1, клас **ВВЕДЕННЯ** та **ВИВЕДЕННЯ** дають зручні засоби описування роботи з зовн. пристроями. Мова С. широко використовують для розв'язування інженерних, економічних, військових та ін. задач.

Лит. Дая У. Н., Нигард К. СИМУЛА — мови для програмування і описання систем з дискретними подіями. «Алгоритмы и алгоритмические языки», 1967, в. 2. Дая У. Н., Мюрхауг Б., Нигард К. СИМУЛА-67 универсальный язык программирования. Пер. с англ. М., 1969 [библиогр. с. 95] *І. В. Калачов*

«СИНТАКСИС» — спеціалізований пристрій синтаксичного контролю, призначений для того, щоб автономно від обчислювальної машини перевіряти програми й дані, записані мовою, граматики якої задана і зберігається у постійному запам'ятовувальному пристрої (ЗП). Розроблено його в Ін-ті кібернетики АН УРСР. «С.» (мал.) складається з постійного ЗП для зберігання граматики мов, вхідного блоку для зчитування й формування поточного символу інформації, яку перевіряють, синтаксичного процесора



Блок-схема пристрою «Синтаксис».

для порівнювання поточного символу речення, яке перевіряють, з правилами граматики і стікового ЗП для організації перевірки синтаксичних конструкцій типу дужкових. «С.» дає змогу виявити всі синтаксичні помилки у реченнях, що їх перевіряють, при послідовному зчитуванні програми або масиву даних, здійснюваного будь-яким з призначених для цього механізмів. Зчитаний символ передається на вхідний регістр пристрою, а потім порівнюється з поточною підмножиною правил граматики, записаною в постійному ЗП. Якщо символ на вхідному регістрі відповідає певному правилу граматики мови, то за ним визначають поточну підмножину правил для перевірки наступного символу, а схеми пристрою підготовляють, щоб прийняти його на вхідний регістр. Якщо символ на вхідному регістрі не відповідає поточній підмножині правил граматики, то в пристрої виробляється сигнал синтаксичної помилки, за яким починається дальше зчитування й на люмінесцентний екран пульта керування висвітлюється інформація про місце помилки: номер бланка, на якому записано програму або дані, номер рядка на бланку і номер помилкового символу в рядку. В пристрої закладено алгоритм корекції, що дає змогу продовжити перевірку після виявлення помилки й за один перегляд знайти більшість синтаксичних помилок у програмах або даних, що їх перевіряють. Якщо зчитувальний механізм не має стартового режиму роботи (можливості зупинятися відразу ж після зчитування поточного символу), то інформація про помилку запам'ятовується у стіковому ЗП і подається на люмінесцентний екран пульта керування наприкінці перевірки.

«С.» призначено для перевірки будь-якої мови, граматику якої попередньо записано в постійному ЗП. Переорієнтація пристрою на іншу мову зводиться до заміни одного блоку

постійного ЗП іншим, в якому записано граматику нової мови. Граматику для пристрою задають у вигляді т. а. синтаксичних карт або R-грамматик

«С.» можна використовувати для навчання мовам і для підготовки (друкування, верфорування тощо) синтаксично правильних програм і даних в допомогою клавіатури, підключеної до пристрою.

Лит.: Вельбіцкий Н. В. Перечисленные средства подготовки синтаксически правильных программ и данных для вычислительных систем. «Вычислительные системы», 1971, в. 48

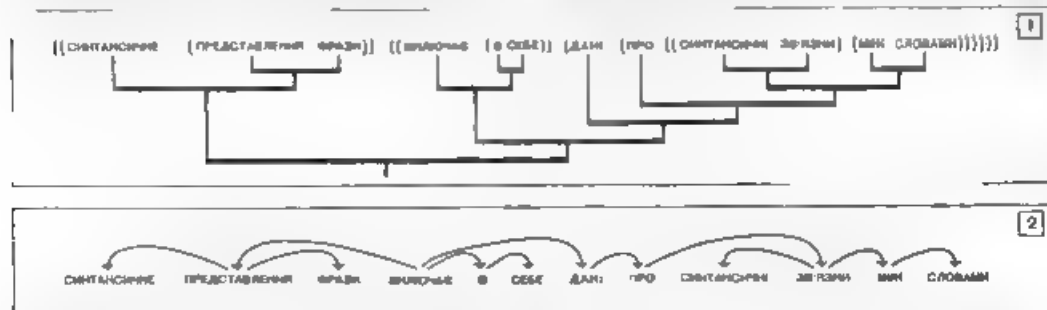
І. В. Вельбіцкий.

СИНТАКСИЧНИЙ АНАЛІЗ АВТОМАТИЧНИЙ природних мов — автоматична обробка тексту природною мовою з метою одержати синтаксично представлення цього тексту, зокрема — його синтаксичну структуру; реалізується за алгоритмом, використовуючи певну сукупність відомостей про синтаксис даної мови. С. а. а. — обов'язковий етап різних процесів автомат. обробки текстів, перекладу з однієї природної мови іншою, перекладу з природної мови на мову інформаційну (в інформаційно-додаткових системах) та ін. До середини 60-х рр. С. а. а., як правило, був осн. етапом процесу автомат. перекладу (див. *Машинний переклад*), до того ж він завершував аналіз. Одержане при С. а. а. синтаксичне представлення правило захід для етапу перетворення, а здебільшого — відразу для етапу синтезу. Використання результату С. а. а. як входу для синтезу призводило до того, що до С. а. а. ставили невисока високі вимоги, бо синтаксичне представлення мало бути одночасно придатним і для перекладу вказового і для перекладу тексту, тобто враховувати особливості й ахідної, й вихідної мов, крім того, в ньому треба було відобразити багато суттєвих семантичних факторів. Коли в процесі перекладу було виділено окремий етап — семантичний аналіз, вимоги до С. а. а. змінилися: по-перше, синтаксичне представлення зовсім перестали орієнтувати на вихід

одиночку (тобто з якого слова чи словосполучення) й одержано, та всі ті відомості про цю лексичну одиницю, що їх узято з словника або одержано на попередніх етапах обробки (одній лексичній одиниці може відповідати кілька таких умовних одиниць — лексикограматична омонімія). В системах перекладу об'єктом С. а. а. є ланцюжок умовних одиниць, який відповідає одній фразі тексту, що його обробляють. Виходом С. а. а. є сукупність відомостей, що задає синтаксичне представлення аналізованої фрази, тобто дані про синтаксичну структуру фрази, про зв'язки між займенниками та їхніми застереженнями, про логічний акцент тощо. Але досі метою С. а. а. вважали лише встановлення синтаксичної структури фрази, а решта відомостей не вироблялася.

Із способів записування синтаксичної структури найпоширенішими є «дерево складників» і «дерево залежностей». За першого способу аналізований ланцюжок розчленовують на складники, що в свою чергу поділяють на дрібніші складники, й т. д., аж поки буде одержано елементарні складники. За другого способу для кожного елемента аналізованого ланцюжка, крім одного — вершини,значають елемент, що керує ним, і тип зв'язку між ними (ці зв'язки здебільшого позначають за допомогою стрілок, спрямованих від керуючих елементів до керуваних), напр.: «Синтаксичне представлення фрази включає в себе дані про синтаксичні зв'язки між словами». Дерево складників цієї фрази (типів складників не показано) наведено на мал. 1, а дерево залежностей (типів зв'язку не показано) — на мал. 2.

Залежно від мети С. а. а. можна визначити два осн. підходи: одинілізовий та багатоділовий. За першого для фрази треба одержати одне синтаксичне представлення; цей підхід характерний для перших алгоритмів С. а. а., коли вважали, що



у мову, по-друге, в ньому не роблять спроб враховувати семантику

В системах автомат. перекладу С. а. а. починається здебільшого тоді, коли текст уже певною мірою оброблено, тобто виходом для С. а. а. є вже не послідовність слів, а послідовність умовних одиниць, можна з яких містять відомості про те, з якої лексичної

синтаксичних засобів досить для того, щоб забезпечити правильний аналіз фрази, хоча б для більшості фраз. За другого підходу для фрази треба одержати всі ті синтаксичні представлення, що задовольняють певні узгодження (всі «правильно побудовані» представлення). Питання про те, яке з цих представлень не тільки правильно побудоване, а й правиль-

мо, тобто таке, що відповідає смислові аналізованої фрази, в межах С. а. а. не розв'язують.

Ось, труднощі при знаходженні правильного синтаксичного представлення фраз полягають у тому, що в природних мовах дуже поширена синтаксична омонімія, тобто можна по-різному синтаксично інтерпретувати однакові ланцюжки слівосформ. Часто вибір правильної синтаксичної структури з-поміж усіх можливих залежить або від дуже тонких синтаксичних факторів (не врахованих при складанні алгоритму), або взагалі його не можна здійснити, не звертаючись до змісту фрази. Тому від алгоритмів С. а. а., які в принципі не використовують смислу її ґрунтуються на обмеженій інформації про синтаксис мови, можна вимагати лише того, щоб для більшості фраз вони давали правильний аналіз плюс невелику кількість зайвих фраз.

З-поміж методів виявлення синтаксичної структури можна виділити: метод послідовного аналізу (локальний) і метод фільтрів (глобальний). За послідовного аналізу в одиниці аналізованого ланцюжка розглядають у певному порядку, при цьому для кожної одиниці алгоритм передбачає певну сукупність дій, потрібних для того, щоб визначити синтаксичну ф-цію цієї одиниці (напр., знайти її керуюче слово з тип зв'язку). Ці дії здебільшого ґрунтуються на перенірі ознак самої аналізованої одиниці та її оточення (локальності); при цьому вказаною мірою використовують відомості, встановлені щодо одиниць, що їх розглянуто раніше. За методом фільтрів основною алгоритму С. а. а. є набір вимог до правильно побудованого синтаксичного представлення: ці вимоги і є фільтрами, що дають змогу відкинути неправильно побудовані представлення. Деякі з цих фільтрів можуть стосуватися структури загалом, а також співвідношень цілої структури в цілому фразі (звідси й назва — глобальний); широко використовують і локальні фільтри. Прикладом часто використовуваного фільтра є вимога проєктивності. Найпоширенішими є саме фільтрові алгоритми.

Видокремлення даних про мову від власне алгоритму і запровадження формалізмів (зокрема, *граматик формальних*) для записування цих даних, що прийняті в системах розкладу 2-го покоління, виявлялися на етапі синтаксичного аналізу ось у чому: всі лінгвістичні відомості зосереджуються у фільтрах; процедура знаходження структур, що їх потім використовують фільтрами на правильність, стає незалежною від синтаксичних властивостей мови — вона визначається типом обраної формальної граматика. З'явилися численні праці, в яких запропоновано процедури С. а. а., розраховані на різні типи формальних граматик, і праці, що описують кількість операцій таких процедур тощо. Ці праці стосуються, по суті, теорії формальних граматик. До сфери власне С. а. а. належить, можливо, використання таких процедур для

тих чи ін. природних мов. При цьому поки що не з'ясовано питання про знаходження для природних мов таких ефективних процедур С. а. а., які водночас і були б прості і давали б змогу запобігти громіздким перебиранням структур.

Лит.: Вануловська Г. В., Кудашова О. С. Об одном алгоритме синтаксического анализа русских текстов, «Проблемы кибернетики», 1968, д. 16. Мордаская Л. Н. Автоматический синтаксический анализ, т. 2. Межсегментный синтаксический анализ. Новосибирск, 1987. [библиогр. с. 229-230]. Лейкина Л. М. [и др.]. Система автоматического перевода, разработанная в группе математической кибернетики ВЦ ЛГУ. Научно-техническая информация, 1968, № 1. Мельчук И. А. Автоматический синтаксический анализ, т. 1. Общие принципы. Интуристический синтаксический анализ. Новосибирск, 1984. [библиогр. с. 340-353]. Купо Ф. Oettinger A. G. Multipath syntactic analyzer. В кн. Mathematical linguistics and automatic translation (Computation lab. Harvard Univ., Report No. NSP-8, Cambridge, 1963, Vauquois B., Veillon G., Veuglin J. Syntax and interpretation. «Mechanical translation», 1968, т. 1, № 2. О. С. Кудашова.

СИНТАКСИЧНИЙ АНАЛІЗ ПРОГРАМ — процес, що полягає в розпізнаванні правильності сам (ланцюжків символів, речень), тобто їхньої належності до розглядуваної мови (див. *Мови формальні*) і в описуванні синтаксичної структури правильних ланцюжків (аналогічно граматичному розбору речень у природних мовах). С. а. п. — одна з лінгвістичних проблем, що має важливі практичні застосування під час розробки сучасних систем програмування: *трансляторів*, інтерпретаторів тощо.

Приклад 2. Розглянемо мову грифм. виразів, породжену граматикою (див. *Граматики передбачувальні*), система правил якої має вигляд

$$\Sigma \rightarrow (\Sigma \times \rho) \quad (1); \quad \Sigma \rightarrow (a + b) \quad (2); \quad \rho \rightarrow b \quad (3),$$

де Σ — аксіома граматики; $+$, \times , $($, $)$, a , b — термінальні символи; Σ , ρ — нетермінальні символи. Проаналізуємо ланцюжок

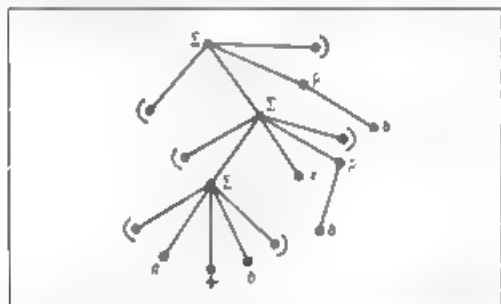
$$(((a + b) \times b) \times b). \quad (4)$$

Очевидно, ланцюжок (4) є правильним, бо в цій граматиці існує звід $\Sigma \Rightarrow (\Sigma \times \rho) \Rightarrow ((\Sigma \times \rho) \times \rho) \Rightarrow (((a + b) \times \rho) \times \rho) \Rightarrow (((a + b) \times b) \times \rho) \Rightarrow (((a + b) \times b) \times b)$.

Цьому виводу відповідає «деревоз» (мал.), яке в лінгвістиці наз. *деревом синтаксичного аналізу* (д. с. а.). Проблема С. а. п. для мов, синтаксис яких задано певною граматикою (такими є, зокрема, *мови програмування*), тісно пов'язана з побудовою в даній граматиці для кожного правильного ланцюжка всіх його виводів і д. с. а., які відповідають цим виводам (див. *Графи*). Якщо для певного правильного ланцюжка є кілька д. с. а., то граматику наз. *синтаксично неоднозначною*.

У будь-якому із сучасних трансляторів одним з осн. блоків є розпізнавач — блок синтаксичного аналізу. Під час розробки розпізнавачів часто використовують дві такі стратегії аналізу: розгортання (або стратегію згори вниз) і згортання (стратегію знизу вгору).

ру). Припустивши, що аналізований ланцюжок є правильним, і, виходячи з аксіом та правил граматики, під час розгортання намагаються одержати для цього ланцюжка всі його виводи і д. с. а. Під час згортання ставлять ту саму мету, але при цьому прагнуть згорнути аналізований ланцюжок з аксіому граматики. Так, для розглянутого вище прикладу в ланцюжку (4), за правилом (2) замінюють підланцюжок $(a + b)$ нетермінальним символом Σ ; потім за правилом (3) входження символу Σ замінюють нетермінальним символом p і, на-



«Лекція» синтаксичного аналізу

решті, за правилом (1) одержаний ланцюжок згортають в аксіому. Обидва типи стратегії наз. лівосторонніми, бо зат. порядок обробки символів у ланцюжку — зліва направо. Як при згортанні, так і при розгортанні можуть бути аналізи, що ведуть до тупика, якщо дані здійснювати їх неможливо; такі аналізи наз. тупиковими. В цьому разі звичайно передбачають можливість повернення з виключенням деяких кроків виведення під час розгортання і відновлення окремих раніше оброблених частин аналізованого ланцюжка під час згортання. Тому, зокрема, окремі розпізнавачі використовують обидві розглянуті стратегії. Можливе й паралельне проведення всіх аналізів з наступним виключенням з них тупикових аналізів.

Л. М. Гашабура С. Математическая теория контекстно-свободных языков Пер с англ. М., 1979 [б.б.и.с.р., с. 319—319] Фельдман Дж. Гринсайд Системы построения трансляторов Пер с англ. «Алгоритмы и алгоритмические языки», 1971, в. 5.

СИНТАКТИКА — розділ семіотики, в якому сутю структурно досліджуються знакові системи щодо їхнього синтаксису, безвідносно до будь-яких інтерпретацій (які є предметом вивчення семантики) і проблем, пов'язаних із сприйняттям знакових систем як засобів спілкування і повідомлення. Див. також Прагматика, Семантика структурна.

СИНТЕЗ АВТОМАТІВ АБСТРАКТНИЙ — один з етапів автоматів синтезу, який полягає в побудові абстрактного автомата (напр., його таблиці переходів і виходів) за якимось із способів задавання відображення вход-вихід, що його повинен реалізувати цей автомат. Автомат реалізує відображення φ так: кожне входнє слово $p = x_1 x_2 \dots x_k$ алфавіту $K = (x_1, x_2, \dots, x_k)$ послідовно (по бук-

венно) такт за тактом подається на вхід автомата A , який задалегідь установлено в початковий стан. Послідовність входних сигналів $x(1) = x_1, x(2) = x_2, \dots, x(k) = x_k$ зумовлює (на підставі законів функціонування автомата) одностайно визначену вихідну послідовність $y = y(1), y(2), \dots, y(k)$ — вихідне слово.

Відображення, що їх індукують абстрактні автомати, наз. автоматними відображеннями (див. Оператор автоматкид). Існує конструктивний спосіб, який дає змогу будь-яке однозначне алфавітне відображення перетворити на автоматне. Дуже зручний спосіб задавання автоматного відображення — задавання його за допомогою множини подій регулярних. Мовою для представлення регулярних подій є мова регулярних виразів. Клас регулярних подій збігається з класом подій, представлених в автоматах скінченних. Є конструктивний спосіб, що дає змогу за будь-якою скінченною множиною регулярних подій, заданих регулярними виразами, побудувати скінченний автомат Мура або Мілі, які представляють ці події. У задачах С. а. а., що вникають у практику (напр., при проектуванні різних керуючих пристроїв), умови роботи цих автоматів зручно задавати у вигляді мікропрограм. Є й спосіб побудови автомата за мікропрограмою роботи пристрою (див. Автомат регістровий), де кожна мікрокоманда інтерпретується як стан автомата, вхідні змінні — як різні комбінації логіч. умов, що їх використовують, будуючи мікропрограму, а виходи — як сукупності зовн. операцій. Етап С. а. а. — це здебільшого перший етап синтезу складних автоматів. Його результати є вихідними даними для синтезу автоматів структурного.

Лит. Глушкова В. М. Синтез цифровых автоматов. М., 1962 [б.б.и.с.р., с. 464—469]

Б. Л. Войтов.

СИНТЕЗ АВТОМАТІВ СТРУКТУРНИЙ — один з етапів автоматів синтезу, мета якого — побудувати структурну схему автомата. Якщо на етапі синтезу автоматів абстрактного за заданими умовами функціонування будують абстрактний автомат, то на етапі С. а. с. астановлюють структуру автомата і враховують структуру його входних і вихідних сигналів. Вихідними даними для етапу С. а. с. є ініціальний автомат, заданий як істета $\mathcal{A} = (X, Y, U, \delta, \lambda, a_0)$, і якийсь набір автоматів скінченних (т. з. елементарних автоматів, або елементів). Завдання полягає в тому, щоб реалізувати автомат, тобто його оператор автоматкид у якійсь сітці логіч. над заданим набором елементів. При цьому стани автомата \mathcal{A} треба представляти (кодувати) сукупністю станів елементів, що входять у логічну сітку, а вхідні й вихідні сигнали автомата \mathcal{A} , тобто елементи множин X і Y , — наборами вхідних і вихідних сигналів елементів. Такі набори наз. відповідно структурними станами (або кодами внутр. станів), структурними вхідними й структурними вихідними сигналами.

Перша проблема, що виникає під час С. а. с., полягає в тому, щоб визначити, чи можна в логіч. схемі над заданим набором елементів реалізувати заданий автомат. У заг. випадку ця проблема нерозв'язна (див. *Доводи про неможливість в теорії автоматів*). Проте для багатьох практичних випадків проблема і не виникає, бо заздалегідь вибирають повний набір елементів, тобто набір, у якому можна реалізувати всі автомати оператори. Центр завданям С. а. с. в знаходження методів синтезу, для цього встановлюють здебільшого якийсь критерій переваги однієї логіч. сітки над другою (напр., з двох логіч. сіток, які реалізують один і той самий автоматний оператор, надають перевагу тій, в якій елементів менше). До методу синтезу ставлять вимогу, щоб він (за обраним критерієм) давав оптимальні або близькі до оптимальних логічні сітки. Елементарні автомати поділяють на автомати з пам'яттю, тобто автомати, в яких станів більше ніж один (запам'товувальні елементи), і автомати без пам'яті (*логічні елементи ЦОМ*). Мінім. кількість елементів з пам'яттю, яка необхідна для реалізації даного автомата, залежить від кількості його станів N . Якщо в елементах з пам'яттю максимум m станів і $m^{n-1} < N \leq m^n$, то треба, щоб елементів пам'яті було принаймні n . Іноді з певних міркувань (напр., для зменшення кількості логіч. елементів) елементів з пам'яттю беруть більше, як мінім. кількість.

На практиці структурний алфавіт і алфавіт станів з найбільшого двійкового алфавітими. Логіч. елементи в цьому разі реалізують функції алгебри логіки, а запам'товувальні елементи наз. елементами затримки або різного роду триггерами (за аналогією до реальних електр. схем, у яких стійких станів два). Коли в наборі елементів з елементами, що реалізують повну систему ф-цій алгебри логіки, то в процесі структурного синтезу будують канонічні рівняння, що встановлюють залежність сигналів, які подаються на входи з пам'товувальних елементів, від вихідних сигналів цих елементів і сигналів, які подаються на вхід усього автомата. Це роблять так: нехай $X = (x_1, \dots, x_n)$, $Y = (y_1, \dots, y_m)$, $U = (u_1, \dots, u_p)$, $\delta(a, x)$, $\lambda(a, x)$, B — елемент пам'яті з ф-цією переходів $\gamma(a, x)$. Вибирають необхідну кількість k екземплярів автомата B . Різні внутр. стани автомата B ототожнюють з різними наборами станів запам'товувальних елементів. Цей процес наз. *кодуванням станів автомата*, він є необхідним. Спосіб кодування обирають, виходячи з вимог, що ставляться до структурної схеми. Такими вимогами можуть бути складність схеми, відсутність т. з. «глухок», певний вид ф-цій збудження, необхідний для реалізації схеми заздалегідь вибраними логіч. елементами. Після кодування станів автомата буде позначено k -літряними лекторами. Двомісна ф-ція виходів $\lambda(a, x)$ автомата B перетвориться на $(k+1)$ -місну, а ф-ція переходів $\delta(a, x)$ заміниться системою k з $(k+1)$ -

місних функцій переходів з елементах пам'яті. Наступним кроком є побудова ф-цій збудження елементів пам'яті. Значення кожної ф-ції при вибраному стані автомата B і вхідному сигналі x визначають як вхідний сигнал $z^{(i)}$ i -го елемента пам'яті, що спричиняє перехід у цьому елементі зумовлений i -м ф-цією переходів. Функції збудження, прикріплені до визначуваних ними вхідних сигналів $z^{(i)}$, дають канонічні рівняння для зворотних зв'язків в автоматі B . Потім іде етап логіч. (комбінаційного) синтезу, на якому треба побудувати ф-ції збудження і виходів з елементарних логіч. функцій, що їх реалізують вибрані логіч. елементи.

Лит. Гаушков В. М. Синтез цифрових автоматів. М., 1962 [Біологія, с. 484—489]. Колдуэлл С. Логический синтез релейных устройств. Пер. с англ. М., 1962; Фистер М. Логическое проектирование цифровых вычислительных машин. Пер. с англ. К., 1964. Т. М. Рибалаченко

СИНТЕЗ АЛГОРИТМУ КЕРУВАННЯ — одна з основних задач проектування системи керування. *Алгоритмом керування* наз. математичне співвідношення, яке виражає процедуру обробки введеної в керуючий пристрій інформації з метою визначити керуючі дії. Задачу знаходження алгоритму керування і наз. С. а. к. У теорії керування немає універсального методу розв'язування задач С. а. к. Успішний вибір алгоритму керування залежить у багатьох випадках від кваліфікації та інтуїції інженера-проектувальника, від глибини розуміння ним конкретних властивостей об'єкта керування тощо. Важливі результати в галузі методів розв'язування задач С. а. к. одержала оптимальною *теорією керування* для деяких класів детермінованих і стохастичних процесів керування. С. а. к. має особливо важливе значення при розроблянні систем керування складними динамічними об'єктами (різного роду рухомими об'єктами, багатьма процесами в пром. технології тощо).

Лит. Фельдбаум А. А. Основы теории оптимальных автоматических систем. М., 1968 [Біологія, с. 594—618]. Водянский В. Г. Математические методы оптимального управления. М., 1969.

В. І. Іванченко.

СИНТЕЗ МОВНИХ СИГНАЛІВ — створення мовних сигналів штучно за допомогою технічних пристроїв. Одну з перших «ромовалюючих» машин створив наприкінці 18 ст. Кемпелен. Роль логень виконували міхи, за змювний тракт правила ящики, коливальні язички і м'яка трубка. Керуваною оператором машина створювала звуки, схожі на мовні, з яких можна було скласти слова й навіть речення. Пізніше було сконструйовано багато подібних мех. моделей. З розвитком електроніки й електроакустики почали створювати електр. синтезатори. Першим з них вважали «вокодер» Дадлі (1939).

Сучасні синтезатори складаються здебільшого з двох осн. вузлів: джерела сигналу збудження та блока формування передавальної характеристики мовного тракту. В джерелі збудження для синтезу голосних є генератор періодичних коливань складної

форми, який імітує роботу голосових зв'язок. Для синтезу шумних приголосних («с», «ш», «ф») треба застосовувати генератор шуму, а для синтезу деяких дзвінків («з», «ж») — обидва генератори одночасно. Синтезатори за будовою блока формування передавальних характеристик можна поділити на три осн. типи: спектральний, формантний, аналог мовного тракту. У спектральному синтезаторі відтворюється передавальна характеристика мовного тракту. У формантному — ця характеристика відтворюється наближено, бо відтворюються лише Посл. «полоси» (форманти) й «вузли» (антиформанти). Цього досягають, застосовуючи частотно-вибірні ланцюги з резонансною характеристикою. Мовний апарат людини можна вайточніше моделювати, враховуючи розподілений характер параметрів, на аналогом мовного тракту, що використовує неоднорідну електр. лінію, складену з ланок із змінними параметрами.

Практичне здійснення С. м. с. пов'язане з проблемою керування синтезатором. У системах синтетичної телефонії, що здійснюють стиснення обсягу мовного сигналу в процесі передачі його по каналах зв'язку, керуючі сигнали надходять безпосередньо в виходу т. в. аналізатора спектра мовного сигналу. А в ін. випадках С. м. с. здійснюється за правилами а деяких початкових елементарних сигналів. Ці сигнали описують складові частини фонем, самі фонем та різні варіанти їх, склада й навіть слова. Питання добирання елементарних сигналів і правил складання з них мови розроблено ще недостатньою мірою. Виявлялося, що особливо важко одержувати природні переходи між звуками і провадити облік взаємозв'язку звуків. За допомогою ЕЦОМ реалізують перші експериментальні програми синтезу мови, що дають змогу синтезувати зв'язну мову. Вхідними даними для таких програм є послідовність слів, фонем, яку потрібно відтворити (озвучити). Проте синтезована цими програмами мова характеризується ще низькою мовною розбірливістю (можна розібрати бл. 70% слів). Поряд із озвучуванням довільних текстів створюють найпростіші системи С. м. с., що ґрунтуються на зчитуванні (програванні) заздалегідь записаних мовних сигналів окремих слів. Такими є пристрої «IBM-7770» та «IBM-7772», що ними оснащені обчислювальні системи «IBM 360». С. м. с. за допомогою цих пристроїв зводиться до зазначення послідовності, в якій має бути відтворено слова. Пристрої такого типу є адосконаленнями автовідповідача. Вони розв'язують надто часткову задачу С. м. с. Розв'язування задачі С. м. с., як і розв'язування задачі автомат. розпізнавання мовних сигналів, дасть змогу здійснити ефективний двобічний зв'язок людини з ЕОМ за допомогою голосу.

Лит. Сапожков М. А. Речевий сигнал в кибернетике и связи. М., 1963 [Ібидіогр. с. 419-430]. Факт Г. Акустическая теория речеобразования. Пер. с англ. М., 1964 [Ібидіогр. с. 278-284]. Флакаган Д. Л. Анализ, синтез и восприятие речи. Пер. с англ. М., 1968 [Ібидіогр. с. 278-322].

В. М. Мухомов.

СИНХРОНІЗАЦІЯ РОБОТИ ЦОМ — точне часове узгодження роботи всіх частин цифрової обчислювальної машини, щоб забезпечити виконання заданих операцій. Реалізується здебільшого за допомогою подавання на логічні схеми тактових імпульсів. Мінім. проміжок часу, фіксований у машині періодом головних тактових імпульсів (ГТІ), відповідає часомі виконання однієї мікрооперації, визначаючи, таким чином, макс. швидкодію машини стосовно до елементарних перетворень інформації. Характеристиками системи синхронізації конкретної ЦОМ є частота, тривалість, стабільність, кількість фаз ГТІ, принципи та особливості розподілу їх. Обладнання, потрібне для створення й розподілу тактових сигналів, становить значну частину всього обладнання машини. Як генератор ГТІ часто використовують генератор синусоїдних коливань, вихід якого зв'язаний з формуючим пристроєм. На виході формуючого пристрою одержують прямікутні імпульси, частота яких дорівнює частоті синусоїдних коливань, що надходять. Часто для зручності експлуатації спеціально передбачають можливість змінювання частоти ГТІ. Для роботи в ЦОМ на імпульсних елементах, в зв'язку з великою критичністю їх щодо часового положення імпульсів, такуючий генератор здебільшого забезпечують кварцовою стабілізацією частоти повторення. Кількість фаз ГТІ та їхній осезначальність, як правило, особливостями використовуваних логічних та запам'ятовувальних елементів, а також прагненням спростити виконання заданих операцій машини. Цикл виконання будь-якої операції в машині розбивається на окремі такти. Розподіл ГТІ залежить від тривалості операцій та обраного принципу керування операціями, від кількості операцій і наявності суміщень при виконанні команд.

При використанні т. з. синхронного способу керування операціями тривалість циклу виконання є сталою для всіх операцій, незалежно від змісту виконуваних протягом циклу мікрооперацій, і відповідає найтривалішій операції. Формування тактових імпульсів може виконуватися як одним з таких способів: за допомогою лічильника в дешифраторі, зручного регістра й послідовності ліній затримки, збуджуваних сигналами ГТІ. Схему розподілу ГТІ для машини з синхронним принципом керування операціями наведено на мал. Тут імпульси з виходу генератора, що задає темп роботи машини, надходять на лічильник тактових імпульсів, період роботи якого дорівнює тривалості циклу виконання команд, виражених у тактах. За допомогою дешифратора тактових імпульсів по черзі збуджуються роздільні виходи, що відповідають тактам, які містяться в циклі команди. Кожний і-й вихід дешифратора тактових імпульсів зв'язаний з тими керуючими сигналами, на які в і-му такті виконання будь-якої операції має бути подано керуючий імпульс. Вихід і дешифратора операцій зв'язаний

валий з керуючими шинами, збуджуваними при виконанні i -ї операції. При виникненні вихідних сигналів обох дешифраторів на відповідних логічних схемах збігу з керуючих шин формуються потрібні керуючі сигнали. Для економії обладнання доцільно, щоб при різних операціях на одній і тій самій шині керуючі сигнали подавалися на одні і ті ж самі номери тактів. Розглянутий синхронний принцип керування операціями забезпечує просту реалізацію розподілу тактових сигналів, але пов'язаний із значними втратами часу через те, що тривалість циклу є сталою.

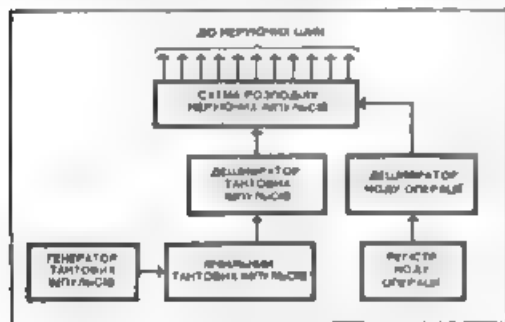


Схема розподілу тактових тактових імпульсів

При асинхронному способі керування операціями перехід до дальшого циклу виконання здійснюється відразу ж після одержання сигналу про закінчення попереднього циклу, так що тривалість циклів є змінною. Це значною мірою підвищує швидкодію, але потребує додаткових апаратних витрат. Часто використовують мішаний синхронно-асинхронний спосіб керування, коли на виконання коротких операцій відводиться цикл фіксованої довжини, а довгі операції виконуються асинхронно. Асинхронним способом виконують здебільшого мікрооперації команд введення — виведення.

При синхронізації роботи різних блоків машини доводиться переоборювати ряд специфічних труднощів. Так, наприклад, треба забезпечити синхронне обертання магнітних барабанів, дисків відносно тактових імпульсів, бо навіть невеликі розузгодження з можливим обертом нагромаджуватимуться і створять велике розузгодження в часі. Щоб розв'язати це завдання, тактові імпульси з потрібними інтервалами часто надіають безпосередньо на поверхні магнітного барабана і так уникнуть розузгодження обертання барабана з тактовими імпульсами. Невеликі коливання частоти тактових сигналів при цьому не створюють особливих труднощів.

Якщо для перших ЦОМ (для яких команди виконувалися з невеликою швидкодією, з основному, дослідно, без сумніву) ще були потрібні особлива стабільність у часі, висока частота ГТТ, велика розгалуженість шин для тактових сигналів, то для кіл тактових сигналів сучасних ЦОМ потрібно забезпечення високої швидкодії, великої роз-

галуженості. При виконанні цих вимог для кіл тактових сигналів важлива роль відводиться врахуванню затримок у провідниках, врахуванню особливостей реалізації кіл на інтегральних схемах.

Літ. Глушков В. М. Синтез цифрових автоматів. М., 1982 (Бібліогр. с. 464—469). Палершов А. А. Логические основы цифровых машин и программирования. М., 1983 (Бібліогр. с. 543—545). Олмекты ИМ на полупроводниковых приборах. Проектирование и расчет. М., 1989. Каган В. М., Каневский И. М. Цифровые вычислительные машины и системы. М., 1970 (Бібліогр. с. 615—619). К. Г. Коммуна.

СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ АНАЛІЗ — визначення показників системи (точності, стійкості тощо) за її заданою структурою та відомими параметрами. При детермінованих воях, діяхних визначають точність системи в установленому режимі та в перехідному процесі. Якщо на систему надходять випадкові дії, то визначають статистичні характеристики її помилки за відомими статистичними характеристиками дії. Можливі такі задачі аналізу: аналіз заданої системи (при перевірочних обчисленнях) дослідження впливу структури й параметрів системи на запас стійкості й точності характеристик; при заданій структурі — визначення ділянки допустимих значень параметрів, за яких система зберігає стійкість, та ін. На основі аналізу можна дати рекомендації щодо вибору структури системи та оптимальних (у якомусь розумінні) значень її параметрів.

Вибір стійкості критерію, показників якості перехідного процесу й статистичних характеристик помилки належить від типу системи автомат. керування та поставленої задачі (див. Дискретних систем автоматичного керування аналіз, Лінійних систем автоматичного керування аналіз). Нелінійних систем автоматичного керування аналіз).

Літ. Попов Е. П., Падько І. П. Приближенные методы исследования нелинейных автоматических систем. М., 1960 (Бібліогр. с. 775—789). Пугачев В. С. Теория случайных функций и ее применение к задачам автоматического управления. М., 1962 (Бібліогр. с. 875—878). Кравоский А. А., Поспелов Г. С. Основы автоматизации в технической кибернетике. М.—Д., 1962 (Бібліогр. с. 596—600). Цыганин Я. З. Теория линейных импульсных систем. М., 1963 (Бібліогр. с. 926—933). Теория автоматического регулирования. Изд. 1, 2, 3, 4. М., 1967—69 (Бібліогр. кн. 1, с. 743—762; кн. 2, с. 653—674; кн. 3, ч. 1, с. 538—604; ч. 2, с. 332—363). Г. Ф. Зайцев.

СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ СИНТЕЗ — визначення і реалізація багатьох динамічних характеристик систем автоматичного керування (САК) згідно з обраним критерієм оптимальності. Визначаючи багаті характеристики САК (перехідну й імпульсну функції або частотні характеристики), окрім врахування критерію оптимізації (швидкодія, інтегральний квадратичний критерій тощо) або заданих показників якості (усталена помилка, перерегулювання, час перехідного процесу) та апріорних відомостей про керуюче та збудовані дії, треба брати до уваги й обмеження, що їх накладають властивості об'єк-

та чи незмінюваної частини системи (обмежена потужність, допустимі перевантаження тощо) та умови фіз. здійсненості й грубості.

На першому етапі С. а. к. с. визначають оптимальні характеристики системи з урахуванням обмежень. Ці характеристики здебільшого не можна точно реалізувати, тому їх слід розглядати як ту межу, до якої треба прагнути. Другий етап синтезу полягає в раціональній апроксимації оптимальних характеристик бажаними, що забезпечують простоту й надійність реалізації й водночас достатню близькість до умов оптимальності. Іноді завдання синтезу зводиться й при заданій системі, що складається з функціонально необхідних елементів, які реалізують той чи ін. спосіб керування, зводиться до визначення мореплюючих пристроїв. Окремим завданням синтезу є визначення параметрів системи при заданій структурній схемі П. Завершальним етапом синтезу є аналіз одержаної САК, щоб перевірити обчислювальним чи експериментальним способом (напр., за допомогою електронної моделі), чи задовольняє система поставлені вимоги. Методи синтезу неперервних, дискретних та ін. типів САК мають свої особливості (див. *Неперервні систем автоматичного керування систем, Дискретні систем автоматичного керування систем, Система керування в розподілених параметрах*).

Лит.: Теория автоматического регулирования, тт. 2. Анализ и синтез линейных непрерывных и дискретных систем автоматического регулирования. М., 1967 [6. биолор. с. 484-474].

СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ СТАТИСТИЧНА ДИНАМІКА — розділ автоматичного керування теорії, який вивчає вплив випадкових збурень на динаміку систем автоматичного керування (САК). У реальних умовах на роботу САК, крім корисних входних сигналів, певним чином впливають і випадкові збурення (*завади*). У зв'язку з цим величини вихідних координат системи завжди відрізняються від розрахункових значень для ідеалізованих умов роботи САК, тобто реальна динаміка САК внаслідок впливу випадкових збурень відрізняється від розрахункової. Відносно досліджуваної системи ці збурення можна поділити на зовнішні й внутрішні. Зовнішні випадкові збурення спотворюють корисні входні сигнали (вхідні координати), іноді вони можуть бути такі значні, що безпосередньо використовувати сигнал зв'язності задачі в САК неможливо. В таких випадках вдаються до попередньої фільтрації вхідного сигналу, щоб зменшити вплив завад. До зовнішніх збурень відносять і випадкові відхилення параметрів, що характеризують умови роботи системи (коливання т-ри й вологості навколишнього середовища, випадкові зміни напруги джерез живлення тощо). Джереза внутр. випадкових збурень містяться в самих САК (шуми, відхилення конструктивних параметрів САК від розрахункових тощо). За умов, якщо діють випадкові збурення, САК досліджують теоретико-ймовірнісними, або статистичними методами.

Оск. завданням С. а. к. с. д. є статистичний аналіз точності роботи САК та систем автоматичного керування систем, який забезпечує статистично оптимальне поведінку системи за реальних умов її роботи. Динаміку САК описують сукупністю дифер. рівнянь вигляду

$$\frac{dY_i}{dt} = f_i(Y_1, Y_2, \dots, Y_n, X_1, X_2, \dots, X_m, t) \\ i = 1, 2, \dots, n,$$

де Y_i — вихідні параметри; X_1, X_2, \dots, X_m — вхідні параметри САК. Частина вхідних параметрів може являти собою випадкові збурення. У загальному випадку зв'язок між вхідними й вихідними параметрами САК, крім дифер. рівнянь, можна описати й скінченними функціональними залежностями або скінченно-різницевими рівняннями. Але яким би був матем. опис цього зв'язку, його можна зобразити у вигляді

$$Y = A_{\tau}(t, X_1, X_2, \dots, X_m),$$

де A_{τ} — якийсь функціонал (оператор).

У матем. відношенні статистичний аналіз точності САК зводиться до задачі відшукування законів розподілу (*моментностей*) (або інших статистичних характеристик) деяких випадкових ф-цій, пов'язаних лінійними чи нелінійними залежностями з іншими (заданими) випадковими ф-ціями. Цю задачу найповніше розв'язано щодо лінійних систем, при цьому в багатьох випадках замість законів розподілу вихідних параметрів САК обчислюють їхні статистичні моменти 1 та 2-го порядку. У зв'язку з цим великого поширення набула теорія лінійних перетворювань випадкових ф-цій, яка використовує такі фундаментальні матем. співвідношення

$$Y(t) = A_{\tau}X(t),$$

$$m_Y(t) = A_{\tau}m_X(t),$$

$$K_Y(t, t') = A_{\tau} \bar{A}_{\tau'} K_X(t, t') = \bar{A}_{\tau'} A_{\tau} K_X(t, t'),$$

де $X(t)$ — задана випадкова ф-ція; $Y(t)$ — перетворена випадкова ф-ція; A_{τ} — лінійний оператор перетворення; m_X та K_X — відповідно математичне сподівання й кореляційна функція заданої випадкової ф-ції; m_Y та K_Y — матем. сподівання й кореляційна ф-ція перетвореної випадкової ф-ції; $\bar{A}_{\tau'}$ — спряжений оператор. З наведених виразів випливає, що при лінійному перетворенні випадкової ф-ції за допомогою оператора A_{τ} її матем. сподівання перетворюється так само, як і сама функція. А кореляційна ф-ція зазнає двохразового лінійного перетворення — спочатку щодо свого першого аргументу за допомогою оператора A_{τ} , а потім щодо другого аргументу за допомогою спряженого оператора $\bar{A}_{\tau'}$. Формули можна легко поширити на довільну кількість вхідних випадкових

ф-цій. Розв'язування задачі статистичного аналізу лінійних систем значно спрощується, коли замість випадкової ф-ції $X_{(t)}$ використати її канонічне представлення. Суть цього представлення полягає в заміні випадкової ф-ції $X_{(t)}$ системою випадкових величин U , які є коефіцієнтами при невиндовжливих (тобто координатних) ф-ціях $\varphi_j(t)$. Теорія лінійних перетворювань випадкових ф-цій наближено застосовна й до таких нелінійних систем, у яких нелінійні залежності можна лінеаризувати з достатньою точністю.

Складніше розв'язувати задачі статистичного аналізу істотно нелінійних систем (мається на увазі нелінійна залежність вихідного параметра САК від вхідних випадкових збурень). Для ряду випадків САК, яка є лінійною щодо корисного вхідного сигналу та деяких параметрів, у цілому може бути нелінійною. Напр., у найпростіший САК, описуваний дифер. рівнянням вигляду

$$T \frac{dY}{dt} + Y = X,$$

існує нелінійна залежність вихідної координати Y від сталої часу T . Тому, якщо параметр T може випадково змінюватися в межах, то задача визначення впливу цих змін на динаміку САК може виявитися нелінійною. Розв'язати задачі С. а. к. с. д. для динамічних нелінійних систем принципово можна лише на основі теорії, яка оперує законами розподілу випадкових ф-цій або досліджує їхні моменти. Порівняно нескладними є задачі визначення ймовірнісних характеристик вихідних параметрів (координат) нелінійних безінерційних систем без зворотних зв'язків. Такі задачі викликають, зокрема, при статистичному аналізі процесу детектування сигналів за наявності завад. Вони набули значного розвитку в статистичній радіотехніці.

В заг. випадку, коли в САК є зворотні зв'язки або інерційні елементи (або й те, й те), можна ставити різні задачі статистичного аналізу САК залежно від способу задавання вхідних збурень та форми представлення вихідних координат системи. Вхідні збурення можна задавати, по-перше, у вигляді численних реалізацій випадкових ф-цій X чи випадкових параметрів U , по-друге, у вигляді законів розподілу вхідних випадкових ф-цій P_X чи параметрів P_U і, по-третє, у вигляді моментів зв'язку вхідних випадкових ф-цій M_X чи моментів зв'язку M_U вхідних випадкових параметрів. І для вихідних координат САК шуканнями можуть бути або численні реалізації величин Y , або закони розподілу P_Y цих координат, або, зрештою, їхні окремі моменти M_Y . У табл. подано осн. варіанти задач статистичного аналізу нелінійних систем. Знаком «X» помічено варіанти задач, які мають найбільше практичне значення.

Щоб розв'язувати задачі статистичного аналізу нелінійних САК, розроблено ряд ме-

тодів, які вводяться в основному до трьох принципово різних груп. По-перше, великого поширення набули різноманітні варіанти *Монте-Карло методу*, суть якого полягає у безпосередньому введенні випадкових збурень на входи досліджуваної САК чи її моделі, реалізованої на ЕОМ. В результаті багаторазового введення реалізацій вхідних випадкових збурень вдається одержати сукупність (ансамбль) вихідних координат САК. Статистично обробивши цю сукупність, одержують закони розподілу вихідних координат САК чи

Форма представлення вхідних координат САК	Форма задавання вхідних збурень					
	Реалізації		Закони розподілу		Моменти зв'язку	
	X	U	P_X	P_U	M_X	M_U
Реалізації Y	X	X				
Закони розподілу P_Y	X	X				
Моменти зв'язку M_Y	X	X	X	X	X	X

статистичні характеристики їх. Для відтворення і введення вхідних збурень не тільки використовують записи їхніх реалізацій, а й вдаються до фіз. чи матем. моделювання випадкових ф-цій і параметрів. Метод статистичних випробувань універсальний і простий, але потребує нагромадження великих інформаційних масивів про вихідні координати САК, а це пов'язано з виконанням значного обсягу обчислень. Намагання позбутися від методу статистичних випробувань спричинилися до розробки іншої групи методів, що ґрунтуються на модифікації *специфічних збурень методу*, за цих методів замість випадкових реалізацій збурень на входи САК чи її моделі багато разів подаються різні, заздалегідь розраховані невиндовжливі величини цих збурень. З одержаної при цьому сукупності вихідних координат САК формуються шукані ймовірнісні характеристики точності її роботи. Ці методи теж універсальні, але при реалізації їх зостають труднощі, пов'язані з оцінкою точності одержуваного результату. Слід зазначити, що обидві ці групи методів є числовими, на відміну від третьої групи методів аналізу нелінійних систем, куди входять різні варіанти *статистичної лінеаризації методу*, що ґрунтуються на ідеї заміни нелінійних ланок САК лінійними ланками, в яких є еквівалентні статистичні характеристики вихідних координат. При цьому можна одержати аналітичні вирази характеристик точності САК, а це є великою перевагою цього методу порівняно з двома першими методами.

Розв'язання задач синтезу в С. а. к. с. д. розроблено почасти що найґрунтовніше лише щодо лінійних САК. У заг. випадку задача статистичного синтезу САК вводиться до по-

будови системи, яка забезпечує оптимальне значення показника (критерію) якості її роботи в прагнучих діяти випадкових збурень. Вибір критерію якості роботи САК становить окрему проблему, що її розв'язують, як правило, поза рамками задачі синтезу САК. Часто на практиці роль такого критерію відіграє середня квадратична похибка вихідної координати системи. Застосовують і складніші критерії (екстремум заданої функції матем. сподівання і дисперсії похибки системи; імовірність невиходу похибки системи за задані межі тощо). Досить заг. мірою оптимальності САК може бути мінімум т. з. середнього ризику (див. *Динамічне керування*), обчисленого для заданого об'єкта об'єкту ф-ції цілих виходів (втрат) системи. Щоб визначити оптимальні параметри (а іноді й структуру САК), поряд з деякими аналітичними методами широко використовують матем. моделювання САК чи розраховують оптимальні параметри САК на ЕОМ за найбільш швидкого способу методом градієнтним методом та іншими (див. *Оптимізаційні методи чисельні*). С. а. т. є д. є перспективним напрямом сучасної теорії автоматичного керування, який швидко розвивається і має велике значення для поліпшення якості розробки САК.

Лоп. Пугачов В. С. Теория случайных функций и ее применение к задачам автоматического управления. М., 1962 [бібліогр. с. 873, 878]. Казанов И. Е., Доступов Б. Г. Статистическая динамика нелинейных автоматических систем. М., 1962 [бібліогр. с. 325—328]. Статистические методы в проектировании нелинейных систем автоматического управления. М., 1970 [бібліогр. с. 400, 405]. В. Г. Доступов.

СИСТЕМ ЗАГАЛЬНА ТЕОРІЯ — науковий напрям, пов'язаний з розробкою сукупності філософських, методологічних, конкретно-наукових та прикладних проблем аналізу й синтезу складних систем довільної природи. Найхарактернішою рисою С. а. т., якої прагнуть надати їй, створюючи єдину наукову платформу, є її міждисциплінарний характер. За основу для можливої єдності беруть аналогічність (ізоморфізм) процесів, які перебігають у системах різного типу (тех., біол., економ. чи соціальних). Строго доведений ізоморфізм для систем різної природи дає змогу переносити знання з однієї галузі на іншу. Вважають, що С. а. т. має являти собою галузь наукових знань, яка дає можливість вивчати поведінку, в тому числі й цілеспрямовану, систем будь-якої складності й будь-якого призначення. Вважають також, що С. а. т. має стати теоретичним фундаментом *системотехніки*, бо (на думку апологетів С. а. т.) системотехніка ще не має своїх наукових методів і користується засобами й методами, запозиченими з інших наукових дисциплін. Амер. спеціаліст у галузі створення С. а. т. М. Месарович сформулював ось. аспекти, які має задовольняти ця теорія. По-перше, вона має бути настільки загальною, щоб могла охопити багато з існуючих теорій, які стосуються в тому чи іншому плані теорії систем. Як окремі випадки з С. а. т. мають виводитися, напр., теорія лінійних динамічних систем,

теорія автоматів скінченних, алгоритмічна теорія та ін. По-друге, С. а. т. повинна мати строго науковий характер. Її терміни й визначення мають бути математично однозначними. Все це має відповідати її призначенню — вивчати абстрактні моделі відповідних реальних систем. По-третє, наукова основа, на якій будуватиметься С. а. т., має бути настільки фундаментальною, щоб її висновки мали безперечну практичну цінність при вивченні конкретних систем, що трапляються в житті. певною мірою синонімами С. а. т. є найменування «системні дослідження», *системний підхід* та ін. Кожне з трьох слів, що входять до назви «систем загальна теорія», має своє означення, хоча з приводу слова «система» між багатьма спеціалістами є розбіжність. 2-е слово — «загальна» — означає, що С. а. т. повинна мати дедуктивний характер і об'єднувати інші теорії — ті, які аналізують системи в цілому, і ті, які розглядають поведінку систем (теорію керування, теорію адаптації, самоорганізації, значення тощо). Вважають, що об'єднання під назвою С. а. т. усіх цих наукових теорій можливе тільки завдяки тому, що в С. а. т. використовується якийсь, крім у цих теоріях, різень абстракції. Саме ця обставина дає змогу одержати з С. а. т. всі ці теорії як окремі випадки. Використовувані в С. а. т. різні абстрактного описування систем характеризують термін «система». В С. а. т. використовують найабстрактніші галузі математики (матем. вітну семіотику, математичну теорію, абстрактну алгебру, загальну топологію та ін.). С. а. т. є певною мірою математичною теорією, тісно пов'язаною з теорією формальних систем, маючи, проте, непорівнянно різноманітніше призначення.

Слово «теорія» в назві «С. а. т.» визначається з дуси праць з логіки математичної та основ математики, в яких для запровадження термину «теорія» попередньо дається поняття про клас елементарних висловлювань P . «Теорія» тоді визначається як підклас ($T \subseteq P$) висловлювань, які вважають за істинні.

Різниця між визначенням терміна «теорія» в назві С. а. т. і в працях з основ математики полягає тільки в тому, що в С. а. т. не вимагається, щоб клас висловлювань був визначений. При цьому вважають, що дійсність висловлювань можна встановити або експериментально — шляхом перевірки наслідків, що випливають з «теорії», або на підставі певних взятих аксіом.

З приводу слова «система» існувало багато розбіжностей. Спочатку систему визначали як комплекс елементів, що перебувають у взаємодії (амер. біолог Л. Бергалауф в 1950), або як множину об'єктів разом з відношеннями між об'єктами та між атрибутами (А. Холл і Р.-Ф. Фейджин) і т. ін. В усіх такого роду визначеннях завжди підкреслювалося, що система являла собою цілісний комплекс взаємозв'язаних елементів і що вона має певну структуру й взаємодіє з якимсь середовищем.

Проблеми цілісності в С. з. т. приділяють велику увагу. Саме виникнення С. з. т. пов'язане з відомим спором між механістами й віталістами. Механісти твердили, що всі процеси в живому можна пояснити фіз. і мех. законами, без ніяких залучувань віталістичних «життєвих сил», «енталехії» тощо. Особливої гостроти диспут набув у зв'язку з можливістю пояснити в загальнонаукових позиціях доцільну поведінку живих організмів. Уся аргументація віталістів ґрунтувалася на тому, що закони механіки можуть пояснити поведінку динамічної системи й визначити її кінцевий (фінальний) стан тільки за умов, якщо задано її початковий стан. У живому ж, казали віталісти, проявляється принцип «екзифінальності», за яким не залежно від відправних початкових умов досягається певний для живого (напр., тварини) кінцевий стан. Цілеспрямована поведінка, твердили вони, характерна для живого, але її немає у машині і її не можна пояснити з позицій механіки. Берталанфі піддав критиці ці висловлювання віталістів і на прикладах з галузі хім. кінетики суто матем. шляхом показав, що властивість «екзифінальності» може проявлятися не тільки в живому (див. *Екзифінальність системи керування*). В період бурхливого розвитку кібернетики, коли було створено різноманітні самонастроювані, самоорганізовані та ін. доцільно діючі пристрої, свір Берталанфі в віталістичний стан вглядати дуже важко. Проте свого часу погляди Берталанфі мали принципове значення й були прогресивними. Крім питання про «екзифінальність», між віталістами й механістами виник спір і з приводу застосовності до живих організмів другого начала термодинаміки. Оскільки ентропія є певною мірою характеристикою «дезорганізованості» будь-якої системи, а жива істота, хоча б у період свого росту й розвитку, пізнає ступінь своєї організації, то для живого друге начало термодинаміки незастосовне, — твердили віталісти й знову доходили висновку, що пояснити поведінку живого лише на основі законів фізики та хімії не можна, тобто не можна обійтися без залучення «життєвих сил», «енталехії» або чогось подібного. Берталанфі не важко було довести хибність таких міркувань, спираючись на той, тепер загальновідомий, факт, що друге начало термодинаміки встановлено тільки щодо замкнених систем (тобто систем, які не підлягають підведенню до них або відведенню від них речовини та енергії), тим часом як живі організми — це незамкнені системи, в процесі життєдіяльності яких завжди відбувається і підведення, й відведення речовини та енергії.

Берталанфі висував цілу програму досліджень незамкнених систем, спрямовану на суто наукові методи доведення існування певних рис живого в системах, які розглядаються як ціле й складаються з сукупності взаємодіючих елементів. Цю програму досліджень він назвав «ЗТС» (загальною теорією систем). До цих відправних засновків, у міру розвитку інших галузей знань, Берталанфі та

його послідовники додавали й інші міркування. Тепер є всі підстави говорити про тісне переплетення досліджень з ЗТС та кібернетики.

Звичайно в ускладненні наукового аналізу систем виділяють три етапи. Згідно з цією градациєю, на 1-му етапі в науці розглядалася організована простота (механіка), на 2-му — невпорядкована складність (статистична фізика), на 3-му — організована складність (ЗТС). У пошуках формального апарату для ЗТС у пізніший період її розвитку (1962) зверталися й до суміжних дисциплін. Сам Берталанфі включив до теоретичної частини ЗТС кібернетику, інформаційну теорію, теорію рішень, топологію й факторіальний аналіз, а до прикладної — системотехніку, операційні дослідження й психологію інженеру. В 1968 до теоретичної частини він ще додав теорію множин, теорію осередків, графічну теорію, теорію сіток, автоматів, теорію й масового обслуговування теорію. Природно, що при такому конгломеративному поєднанні багатьох дисциплін ЗТС втрачає своє наукове лице, і, відчувавши це, Берталанфі впроваджує двох трактувань для ЗТС. Перше з них називається «ЗТС у широкому розумінні», охоплюючи, на думку Берталанфі, всі перелічені вище дисципліни. Друге трактування ЗТС іменується «ЗТС у вузькому розумінні», його стала називати абстрактною теорією систем (АТС).

Саме цей другий напрям є дійсно специфічним для кількісних досліджень систем. Сучасне означення терміна «система» пов'язане саме з розвитком АТС і зумовлене ним. Зважають і на те, що визначення терміна «система» цілком впливає з наведеного вище визначення терміна «теорія» й повністю залежить від того, яку прийнято модель математичну реальної системи на базі постульованої теорії. Оскільки матем. моделі може бути скільки завгодно і всі вони визнаються прийнятими різним абстрагуванням, то немає й не може бути лише одного формулювання для терміна «система», бо визначення цього терміна залежно від прийнятого рівня абстрагування є різним. Розгляд задачі на якомусь одному рівні абстракції дає змогу відповісти на певну групу запитань, а щоб одержати відповіді на інші питання, треба провести дослідження вже на іншому рівні абстракції. Кожний з можливих рівнів АТС має обмежені, притаманні лише даному рівню абстрагування, можливості. Щоб досягти максимально можливої повноти відомостей, необхідно вивчити одну й ту саму систему на всіх доцільних для даного випадку рівнях абстракції. З загальнофілософського погляду слід вважати, що реальні системи невичерпні в своїх властивостях, і для пізнання дійсності необхідно використати ті чи інші рівні абстрагування. Огляд сучасного стану математики і праць в АТС дає змогу твердити, що найпридатнішими є такі рівні абстрактного описування систем: 1) символічний або, інакше, лінгвістичний; 2) теоретико-множинний;

3) абстрактно-алгебричний; 4) топологічний; 5) логіко-математичний; 6) теоретико-інформаційний; 7) динамічний; 8) евристичний. Тому побудова АТС зводиться до докладного розгляду тих формальних можливостей, які виникають при визначенні систем на відповідному рівні абстрактного описування, і до в'язування тих питань, на які можна відповісти при розгляді задач на можному 2 рівні.

Лінгвістичний рівень описування — найвищий рівень абстрагування, в якому, як окремі випадки, можна одержати інші рівні абстрактного описування систем нижчого рангу. Процес формалізації в математиці звичайно розуміють як абстрагування від чинливості розгляданого об'єкта. Тому формальні побудови можна найуспішніше використати тоді, коли вдається якось зіставити з предметами або процесами даної сфери дійсності деякі стабільні, незмінні поняття, завдяки чому стає можливим виявити взаємодії, які існують між цими поняттями, а тим самим розкрити зв'язки, спостережувані в реальній дійсності. Щоб позначити впроваджені поняття, використовують ті чи інші символи і встановлюють правила оперування ними. Певна сукупність символів і правил користування ними утворюють абстрактну мову.

Поняття про висловлювання даною абстрактною мовою означає, що є якісь речення (формули), побудовані за граматичними правилами цієї мови, причому припускають, що ця формула містить варіаційні змінні — так звані константи, які тільки за певного їхнього значення роблять дане висловлювання справжнім. Якщо є множина K висловлювань, але лише M з них справжні, то кажуть, що є теорія T відносно K множини. Якщо ж припускають, що константи в цих висловлюваннях є якісь формально визначені величини, то такі висловлювання називають правильними. За допомогою цих понять і дають визначення термінові «система». На лінгвістичному рівні абстрактного описування, за М. Месаровичем, системою наз. множина правильних висловлювань. Усі висловлювання ділять випадково на два типи. До першого зараховують терми (назви предметів, члени речення і т. ін.), за допомогою яких позначають об'єкти дослідження, а до другого — функтори, які визначають відношення між термами. За допомогою термів і функторів можна показати, як в лінгвістичного рівня абстрактного описування (рівня ящого рангу) виникає окремим випадком теоретико-множинний рівень абстрагування (рівень нижчого рангу). Якщо вважати, що терми є якісь множини S , за допомогою яких перелічують елементи або, інакше, підсистеми досліджуваних систем, а функтори встановлюють характер відношень між впровадженнями в описі множинами. За Н. Бурбакі (псевдонім групи франц. математиків) множина утворюється з елементів, які мають певні властивості й перебувають у певних відношеннях між собою і з елементами інших множин

Складні системи керування цілком підпадають під такого роду визначення поняття «множина», і це переконує в тому, що побудова АТС на теоретико-множинному рівні абстракції доречно й доцільна. Теоретико-множинною мовою визначення терміна «система» дається так. Система є власна підмножина $X_s \in X$, де X — прямий (декартів) добуток множин $X_1, X_2, X_3, \dots, X_n$. Як відомо, декартовим добутком ряду множин наз. множину скінченних наборів таких елементів (x_1, x_2, \dots, x_n) , що $x_1 \in X_1, x_2 \in X_2, \dots, x_n \in X_n$. Це й записують у вигляді виразу $X = X_1 \times X_2 \times \dots \times X_n$. Кожний елемент x_i множини X_i , в свою чергу, може бути множиною, а це дає змогу описувати дуже складні системи. Як наприклад реальної системи, виченої за допомогою теоретико-множинної мови, можна вказати на кібернетичну систему управління підприємствами, яку описав амер. учений С. Бір. Він намагався встановити аналогію, яка існує, на його думку, між структурою природного мозку й штучного мозку, створеного для цілей кібернетичного управління виробництвом. Не заперечуючи безумовної корисності такого роду досліджень, слід усвідомлювати, що на теоретико-множинному рівні абстракції можна одержувати досить загальні відомості про реальні системи, а для конкретніших цілей необхідні інші абстрактні моделі, які б давали змогу провадити тонший аналіз різних властивостей реальних систем. Це й викликало до життя появу багатьох інших способів описування систем, у яких використовують різні інші способи абстрактного описування. Ці, нижчого рангу рівні абстракції, в свою чергу, є вже окремими випадками щодо теоретико-множинного рівня абстрактного описування систем. Так, наприклад зв'язки між елементами розглянутих множин встановлюються за допомогою деяких однозначних функцій, які відображають елементи множини в саму відповідну множину, то приходимо до абстрактно-алгебричного рівня описування систем. У таких випадках кажуть, що між елементами множин встановлено нульові, унарні, бінарні, тернарні і т. д. відношення.

Якщо ж за розглянутих множин визначено деякі багатозначні функції, то приходимо до топологічних абстрактних моделей, записаних мовою загальної топології або її гілок, які наз. гомологічною топологією, алгебричною топологією і т. д. Вибір потрібного рівня абстрактного описування при визначенні тієї чи іншої реальної системи є завжди найвідповідальнішим і найважливішим кроком у теоретико-системних побудовах. Ця частина дослідження майже не піддається формалізації й багато в чому залежить від ерудиції дослідника, його фахової належності, цілей дослідження тощо. Найбільшого значення в АТС надають саме абстрактно-алгебричному рівневі описування систем. Цією мовою термін «система» ви-

апочають як ємкесь відношення R , визначене на декартовому добутку множин X, \dots, X . Отже, система визначається задаванням $X_0 \in X$, де $X = X_1 \times X_2 \times \dots \times X_m$, і сімейством відношень (напр., бінарних, тернарних і т. д.)

$$R = \{R_1, R_2, \dots, R_m\}.$$

Якщо потім ці відношення піддаються ще й додатковим обмеженням, то приходять до тих чи інших абстрактно-алгебричних структур — груп, кілець, модулів та ін., за допомогою яких описують відповідні системи. Показано, що істотне просування в справі побудови АТС можливе на основі використання модулів задіявцем полівомів. При використанні їх вдається побудувати загальну теорію, яка в єдиній точці зору охоплює такі галузі знань, як теорія скінченних автоматів і теорія лінійних динамічних систем, що раніше розвивалися нарізно. Досягається це шляхом запровадження більш узагальненого поняття про динамічну систему, ніж те, що використовується в науці раніше. Щоб дати строге матем. визначення поняттю «динамічна система», її наділяють властивістю мати «виходи й входи», тобто визначають як якийсь структурований об'єкт, куди в певні моменти часу можна вводити речовину, енергію та інформацію, а в інші моменти часу — виводити їх. Динамічні системи можна зобразити і як системи, де процес перебігають неперервно, і як системи, в яких усі процеси здійснюються лише в дискретні моменти часу. При цьому в обох випадках припускають, що поведінку системи можна аналізувати на якомусь інтервалі часу, а це безпосередньо й визначає прикметник «динамічна» в терміні «динамічна система». Припускають також, що в системі Σ вхід $u(t)$ не може бути довільним (напр., нескінченно великим), а має належати обмеженим множині значень, так що завжди $u(t) \in U$. Аналогічно визначають і виходи $y(t)$: вони всі також мають належати фіксованій множині, тобто $y(t) \in Y$. Більше того, припускають, що виходи не можуть бути довільними й за характером своєї зміни, а мають виходити з обмежень і цілком визначений клас функцій Ω , які діють на заданому інтервалі часу $t \in T$. Крім того, запроваджують поняття «стан системи», яке характеризує її внутрішню властивість. Значення його як $x(t_1) \in X$, у сукупності зі знанням вхідного сигналу $u(t_1) \in U$, який діє в момент часу t_1 , визначає вихідний сигнал $y(t_2)$ в якийсь наступний момент часу t_2 , тобто $y(t_2) = \eta(x(t_1), u(t_1), t_2)$, де η — заданий функціональний зв'язок між змінними, вказаними в дужках. Задаванням η визначається наперед множина Γ можливих значень вихідних функцій $y(t)$. У визначенні терміна «динамічна система» входять і способи визначення нового стану системи $x(t_2)$ в наступний момент часу t_2 на основі знання стану системи $x(t_1)$ в попередній момент часу t_1 і знання вхідного сигна-

лу $u(t_1)$, тобто

$$x(t_2) = \varphi(x(t_1), u(t_1), t_2),$$

де φ — також заданий функціональний зв'язок між вказаними змінними.

Отже, визначення терміну «динамічна система» зводиться до задавання сім'ї величин

$$\Sigma = \{T, X, U, \Omega, Y, \Gamma, \eta, \varphi\}.$$

Як бачимо, воно дуже схоже на визначення «скінченного автомата», але насправді воно ширше, бо дає змогу одержати, як окремі випадки, й теорію скінченних автоматів, і теорію лінійних неперервних динамічних систем. Наведене визначення є дуже загальним, і для того, щоб можна було проводити плідний аналіз, необхідно запровадити відповідні дозвизначення (скінченновимірність, лінійність, стаціонарність та ін.). Проте всі задачі можна розв'язувати для означеної вище динамічної системи, й лише потім вказувати зв'язки між відповідними величинами, за яких динамічна система стає або скінченним автоматом, або лінійною неперервною динамічною системою, звичайно досліджуваною в класичній теорії керування. Задачі, розглядані для подібної динамічної системи, — традиційні, це — питання стійкості, ідентифікації об'єктів і станів, автономності, інваріантності, оптимальності, спостережуваності й керуваності умови тощо. В, проте, й нові задачі, напр., задача реалізованості, пов'язана з проблемою принципової здійсненості відповідної реальної системи. Специфіка теорії, яка розвивається в АТС, полягає насамперед у тому, що різні множини, які входять у визначення динамічної системи (X , U та ін.), наділені властивостями топологічних просторів, а функції відображення η , φ — неперервні відносно відповідних топологій. Це дало змогу розкрити багато раніше невідомих фактів і зробити узагальнені інтерпретації для деяких відомих понять. Так, у зовсім іншому трактуванні можна подати добре відомі в теорії автомат. регулювання поняття: *передавальна функція*, *властивість спостережуваності* для скінченних автоматів і *лінійних неперервних динамічних систем* і т. ін. Особливо ж значним є результат, який показує, що мова теорії модулів, створена на базі узагальнення теорії півгруп введенням двох додаткових операцій (агортання й підсумовування), дає змогу замінити визначення динамічної системи визначенням відповідної алгебричної структури. Все це свідчить про те, що АТС має можливість одержувати нові результати для цілком чітко окресленого класу систем, робити відповідні узагальнення, і це повною мірою підтверджує важливість побудови абстрактних теорій для вивчення складних систем довільної природи. Мова теорії відношень та абстрактної алгебри дає змогу формалізувати й такі поняття, як мета, прийняття рішень, цілеспрямована поведінка, адаптація, навчання, самонавчання, самоорганізація та ін.

(про інформаційний рівень абстрактного описування систем див. *Інформаційна теорія, Семіотика*; про логіко-математичний рівень — див. *Логіка математична, Семантика логічна*; про евристичний рівень абстрактного описання систем — див. *Еристика, Програмування евристичне, Кібернетика технічна*).

АТС є ще молодшою гілкою кібернетики. Її становлення відбувається саме тепер, хоча С. з. т. зародилася ще в 30-х роках 20 ст. і в 50-і роки сформулювалася в самостійний широкий напрям.

Після перших публікацій і періоду «змови мовчання», коли, за власним нагаєм основоположника ЗТС Бергалаффі, інтелектуальний клімат у науці ще не сприяв розвитку ідей ЗТС, на 1954 став змінюватися в кращий бік. У цей час у США організовано «Товариство досліджень у галузі загальної теорії систем» («Society for General Systems Research»). Його організаторами були біологи Л. Бергалаффі і Р. Жерар, А. Раппопорт — спеціаліст з матем. проблем у галузі біології та психології, К. Боулдінг — економіст. Метою створення товариства було: 1) дослідити ізоморфізми понять, законів і моделей у різних галузях науки, щоб перенести їх з однієї дисципліни до іншої; 2) сприяти побудові адекватних теор. моделей для тих галузей науки, де їх немає; 3) мінімізувати дублювання теор. досліджень у різних наукових галузях; 4) сприяти виявленню єдності науки встановленням зв'язків між спеціалістськими різними науковими напрямів. Починаючи з 1958 товариство видає під редакцією Бергалаффі та Раппопорта щорічники «General systems», у яких публікують дослідження, як правило, принципового для ЗТС характеру. Деяко пізніше (1959) при Кейсському технологічному ін-ті (США) створено «Центр системних досліджень». Корпорація «Інтернаціональна бізнес машина порпорежмент» у 1963 організувала Інститут системних досліджень (Systems research Institute). Приблизно в цей самий період у США організовано відповідні відділи в таких організаціях, як «RAND corporation», «Systems development corporation» та ін. Вже пройшли десятки міжнародних симпозиумів, спец. присвячених ЗТС (у США, Японії, СРСР, Польщі, Болгарії). Виходить багато спец. видань, таких, як: «Mathematical systems theory», «IEEE transactions on systems science and cybernetics» (видання Американського ін-ту радіоінженерів). Починаючи з 1969 в СРСР також видається щорічник «Системне дослідження», спеціально присвячений проблематиці С. з. т. Все це свідчить про те, що проблеми С. з. т. в усьому світі приділяють велику увагу, хоч вона й не продемонструвала ще своїх справжніх успіхів у практичних застосуваннях.

Лит. Системне дослідження. М., 1969. Кузнецов А. М. Обзор основных направлений развития общей теории систем. В кн. Материалы координационного совещания секции технической кибернетики Научного совета по кибернетике АН УССР К., 1969; Общая теория систем. Пер. с англ. М., 1968. Исследования по общей теории систем. М., 1969.

System theory. New York, 1969. Bertalanffy L. von General system theory, New York, 1969. Калман Р., Фалб П., Арбиб М. Очерки по математической теории систем. Пер. с англ. М., 1971. [існують с. 386—393].

О. І. Кухтенко

СИСТЕМА АВТОМАТИЗОВАНА — сукупність нервового об'єкта, виміральної, перетворювальної, передавальної та виконавчої апаратури, в якій одержання, перетворення і передавання інформації, формування керуючих команд і використання їх для впливу на керований процес здійснюється частково автоматично, а частково — з участю людей-операторів.

У зв'язку з розвитком обчислювальної техніки й механіки різко збільшилися обсяг і швидкість обробки інформації, а це дає змогу створювати автоматизовані системи управління підприємством (АСУП), автоматизовані диспетчерські системи, С. а. управління галузю пром-сті (див. *Автоматизовані системи управління* в народному господарстві, *Диспетчерське управління автоматизація, Система елюдина — машина*).

О. Л. Цизанков

СИСТЕМА АВТОМАТИЧНА — сукупність керованого об'єкта, виміральної та керуючої апаратури, в якій (на відміну від системи автоматизованої) одержання, перетворення і передавання інформації, формування керуючих команд та використання їх для впливу на керований процес здійснюється автоматично, без участі людини.

О. Л. Цизанков

СИСТЕМА АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ (САК) — комплекс пристроїв, які забезпечують автоматичну зміну ряду координат (чи однієї координати) об'єкта керування, щоб встановити бажаний режим роботи об'єкта. Як бажаний слід розуміти такий режим, за якого досягають мети керування: забезпечується встановлення заданих значень регульованих величин або оптимізується певний критерій якості керування. САК можуть бути системами керування роз'яженими (без зворотного зв'язку), системами керування замкненими (зі зворотним зв'язком) або комбінованими системами автоматичного керування. Великого поширення набули САК для стабілізації певних координат об'єкта керування, програмного й слідуючого керування. За значних змін параметрів об'єкта керування і змінних у часі характеристик зовн. збурень та завдя останнім часом стали використовувати адаптивні САК (самонастроювані), самонавчальні системи, зокрема, системи зі змінною структурою. Деякі складні завдання оптимізації керування об'єктом можна розв'язати за допомогою систем екстремальної регулювання. Завдання угоджено керувати кількома багатовимірними об'єктами в суперечливих критеріях якості розв'язують за допомогою складних систем керування, напр., ієрархічних систем керування.

Залежно від властивостей елементів системи розрізняють лінійні й нелінійні САК, системи зі сталими або змінними параметрами й зі змінною структурою. Види й способи перетворення сигналів у САК дають змогу

видляти неперервні, імпульсні, цифрові САК (дискретні). САК на несучій частоті тощо. Досить глибоко розвинено загальні підходи до аналізу й синтезу всіх цих систем (див. Систем автоматичного керування аналіз, Систем автоматичного керування синтез), які придатні для широкого класу САК і дають змогу створювати технічно досконалі системи (див. Систем автоматичного керування статистична динаміка).

В. Ю. Мосіровський-Солов'єв. СИСТЕМА АВТОМАТИЧНОЇ ОПТИМІЗАЦІЇ ТЕХНОЛОГІЧНИХ ПРОЦЕСІВ — система, в якій автоматично визначається й підтримується в певному розумінні найкращий (оптимальний) режим виробничого процесу. Див. Автоматизація керування виробничим процесом, Динамічне керування, Система екстремального регулювання.

СИСТЕМА АВТОНОМНА 1) динамічна система в постійних параметрах, вільна від зовнішніх діянь. Процес, що відбувається в С. а., повністю визначений, якщо задано його початкові умови, тобто динамічний стан системи в початковий момент часу $t = t_0$. Математично такий процес являє собою розв'язок системи диференціальних рівнянь виду:

$$\frac{dx_i(t)}{dt} = f_i(x_1(t), \dots, x_n(t));$$

$$x_i(t_0) = x_i^0, \quad i = 1, \dots, n; \quad t \geq t_0$$

або в матричній формі:

$$\frac{dx(t)}{dt} = f(x(t)); \quad x(t_0) = x^0; \quad t \geq t_0$$

де $x = (x_1, \dots, x_n)$, $t = (t_1, \dots, t_n)$ — n -вимірні вектори-стовпчик; $x^0 = (x_1^0, \dots, x_n^0)$ — вектор початкових умов. У теорії автомат. регулювання, кібернетиці та інших С. а. розглядають, зважаючи на вплив рух систем автоматичного регулювання, напр., при дослідженні перехідних процесів, автоколивань тощо. У математиці термін С. а. застосовують для визначення класу систем дифер. рівнянь зведеного виду, у правій частині яких нема в явному вигляді незалежної змінної t .

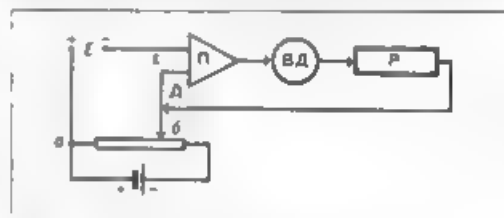
2) В автоматичному керуванні — багатозв'язна система автомат. керування, яка має властивість автономності.

Ю. М. Чеховий

СИСТЕМА АСТАТИЧНА — автоматична система, що має астатизм n -го порядку. Найпоширеніші С. а., що мають астатизм 1-го і (або) 2-го порядку. Їх наз. відповідно позиційними та швидкісними С. а. Позиційною С. а. є, напр., автомат. потенціометр (мал. 1). ЕРС E , яка підлягає вимірюванню, порівнюється з падінням напруги на ділянці ab реохорда, і різниця e , що утворюється, подається на підсилювач П. Цей підсилювач керує електр. виконавчим двигуном ВД, який через редуктор Р переміщує движок Д реохорда в такому напрямку й доти, доки e не дорівнює

нулю. Як видно з усього цього, аста-тизм у такій системі досягається за рахунок виконання з прямих коло ланки ВД, яка має інтегровальні властивості.

С. а. широко застосовують при автоматизації виробничих процесів та експериментальних досліджень (неперервні й цифрові електронні системи для керування приводами металорізальних верстатів, телескопів, дистанційного керування різними об'єктами то-



Спрощена блок-схема автоматичного потенціометра

що), у техніці змикривань (автомат. мости й потенціометри) тощо. Літ. Навчальне А. Г. Электроавтоматика. М., 1937 [61бюлогр. с. 440-462]. Красовский А. А. Последов Г. С. Основы автоматизации технологической кибернетики. М.—Л., 1962 [61бюлогр. с. 590-600]. Цыкин И. З. Теория линейных импульсных систем. М., 1963 [61бюлогр. с. 928-963].

Ю. В. Кременчуко

СИСТЕМА ЕКСТРЕМАЛЬНОГО РЕГУЛЮВАННЯ — система, в якій за допомогою безпосереднього вимірювання певного показника якості роботи об'єкта і вироблення відповідного керуючого діяння автоматично відшукується й підтримується режим роботи, що характеризується максимально (мінімально) можливим значенням показника якості. Цей показник якості наз. індиком показником екстремуму, або ціллювою функцією, що за неї часто приймають такі величини, як кид, продуктивність, собівартість, енергозатрати тощо. Як правило, в процесі екстрем. регулювання відшукується екстремум статичної характеристики нелінійного нестационарного об'єкта, що характеризується інерційністю і завчас діями збурень, які змінюють положення екстремуму в просторі керуючих діянь. Цим задаче екстрем. регулювання істотно відрізняється від задачі пошуку екстремуму ф-ції багатьох змінних, де питання врахування інерційності об'єкта й екстремуму дрейфу здебільшого не розглядаються.

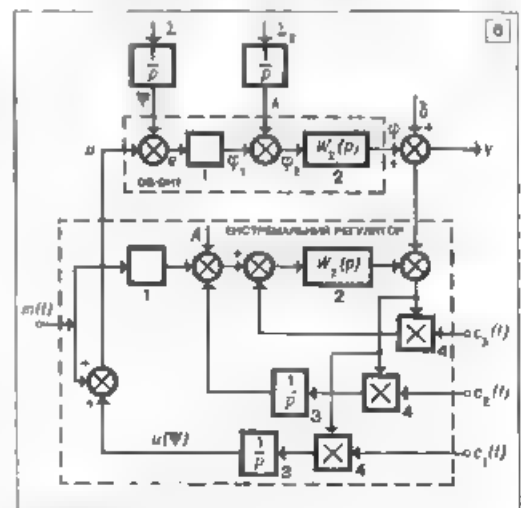
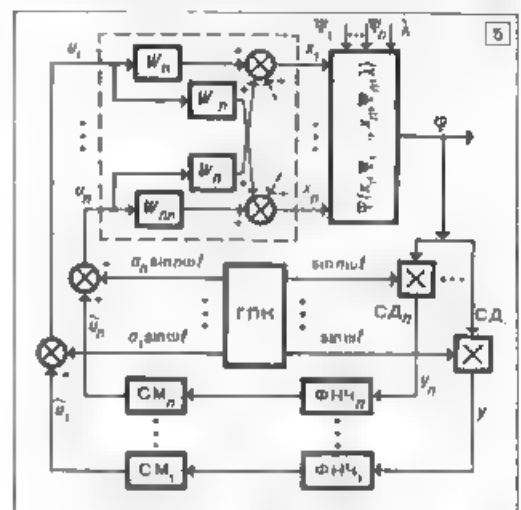
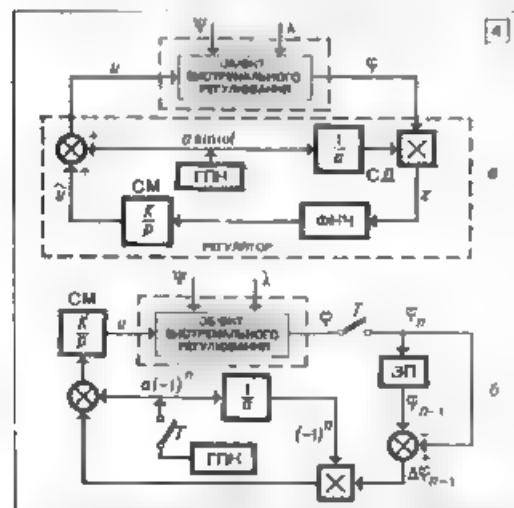
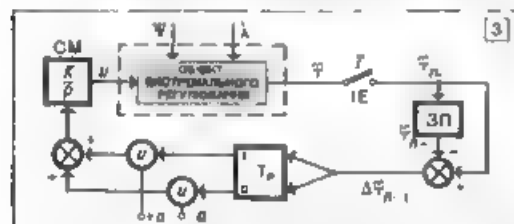
Одна з найпростіших структур одновимірного об'єкта екстрем. регулювання (мал. 1) може правити за зручну модель для ілюстрації суті задачі екстрем. регулювання. На мал. НД1 — нелінійна ланка, $\varphi_0 = f(x, \Psi)$ — цілюва ф-ція, яка має один чи кілька екстремумів по x , $W_1(p)$, $W_2(p)$ — передавальні функції ланок, що відображають, зокрема, інерційні властивості відповідно виконавчих та вимірювальних елементів системи; u — керуюче діяння; $\Psi = \Psi(t)$, $\lambda = \lambda(t)$ — довільні неконтрольовані збурення (зокрема, $\lambda(t)$ — враховує наявність завад, які накладаються

на вихідний сигнал об'єкта регулювання); y — вимірювана координата. Мета регулювання — одержати

$$\begin{aligned} \varphi(u(t), \Psi(t), \lambda(t)) &\rightarrow \max(\min) \\ \text{або} \\ \Phi_0 &= \frac{1}{T} \int_0^T \varphi(u(t), \Psi(t), \lambda(t)) dt \rightarrow \\ &\rightarrow \max(\min); \varphi(u, \Psi, \lambda) = \Phi_0(u, \Psi) + \lambda. \end{aligned} \quad (1)$$

Оскільки вид ф-ції $\Phi_0(\cdot)$ заздалегідь, як правило, точно не відомий, можна говорити лише про наближений розв'язок задачі (1). Отже, осн. завдання, розв'язувані при створенні С. е. р., полягають у розробці способів одержання оцінок градієнта цільової ф-ції, коли є завади, збурення та інерційність об'єкта, а також в організації стійкого руху системи відносно точки екстремуму.

Перші праці з екстрем. регулювання належать Т. Штейнві та М. Лебланкові (1922). С. е. р. почали систематично вивчати у своїх працях В. В. Казакевич (1945), Ч. Дрейпер та В. Лі (1951), Найкватингте досліджувати



1. Блок-схема одновимірної об'єкта екстремального регулювання.
2. Блок-схема системи екстремального регулювання, яка використовує принцип регулювання на збуреннях.
3. Блок-схема імпульсної системи екстремального регулювання автоколебального типу.
4. Блок-схема неперервної (а) та імпульсної (б) систем екстремального регулювання з синхронним детектором.
5. Блок-схема багатовимірної неперервної системи екстремального регулювання з синхронними детекторами.
6. Блок-схема статистично-оптимальної системи екстремального регулювання.

С. е. р. почали в 60-і рр., вже відомо понад 100 прот. застосувань їх. За осн. ознаками С. е. р. класифікують так. 1) За принципом регулювання — як і інші системи регулювання, вони побудовані згідно з принципами регулювання за збуренням (система керування розімкнення) і за відхиленням (зі зворотним зв'язком) або з одночасним використанням обох цих принципів (комбіновані системи автоматичного керування). На мал. 2 наведено структурну схему найпростішої розімкненої С. е. р. для випадку, коли за умовами задачі збурення $\Psi(t)$ можна виміряти, а $W_1(p) = K_1 = \text{const}$. Тут $F(\Psi)$ — нелінійна ланка (функціональний перетворювач), що реалізує залежність $x_{\text{орг}} = F(\Psi)$, при якій досягається max $f(x, \Psi)$. 2) За

способом визначення напрямку руху до екстремуму (оцінка градієнта) замкнені С. е. р. поділяють на безпосередні (диференціальні С. е. р.), системи з допоміжним оператором (точка) і пошукові системи, в яких для оцінки градієнта цільової ф-ції на осн. рух керуючих координат накладається додатковий рух. Проміжне положення між цими двома класами С. е. р. займають з. а. дуальні С. е. р., в яких керуючі й пошукові діяння замінюються єдиним процесом нагромадження інформації про об'єкт і керування ним (див. Дуальне керування). 3) За використанням пошукового сигналу серед замкнених С. е. р. розрізняють системи з детермінованим та випадковим пошуковим сигналами. 4) За видом розв'язуваної задачі С. е. р. поділяють на системи, які забезпечують відшукування локального екстремуму, і системи, які забезпечують відшукування глобального екстремуму (які С. е. р., які буде розглянуто нижче, належать до групи систем, що забезпечують відшукування локального екстремуму). 5) За кількістю керуючих діянь С. е. р. бувають одновимірні й багатовимірні. 6) За наявністю додаткових умов бувають системи з пошуком екстремуму у відкритій області й системи з пошуком екстремуму в закритій області, тобто, коли є обмеження щодо керуючих діянь. 7) За характером роботи в часі розрізняють неперервні та дискретні (імпульсні) С. е. р. Незважаючи на багато переваг С. е. р. розімкненого типу (висока швидкість, відсутність пошукових рухів тощо), застосовують їх лише тоді, коли всі осн. збурення, що впливають на об'єкт керування, можна виміряти. Тому великого поширення набули замкнені С. е. р.

Розглянемо принцип дії одного з найпростіших класів С. е. р. автоколивального типу (мал. 3), тобто таких систем, у яких потрібний для визначення оцінки градієнта цільової ф-ції пошуковий сигнал утворюється за рахунок збудження в системі режиму автоколиваний. На мал. 3 СМ — сервомотор з передавальною функцією K/p , ЗП — запам'ятовувальний пристрій (або елемент затримки), Тр — тригер з лічильним входом, ІЕ — імпульсний елемент, період

повторення якого дорівнює T . Приріст керуючого діяння u на $(n+1)$ -му такті роботи системи (регулювання за законом) має вигляд

$$\Delta u_n = u_{n+1} - u_n = \pm \alpha \operatorname{sign}(\Delta \varphi_n + \varepsilon) \operatorname{sign} \Delta u_{n-1}, \quad (2)$$

де ε — поріг спрацьовування тригера, $\alpha = \text{const}$ — величина постійного «кроку» системи. Вибір знака «+» або «-» визначається видом екстремуму: мінімумом чи максимумом відповідно. Якщо об'єкт екстрем. регулювання має екстремум тилу максимуму, то рухом до екстремуму відповідає збільшення $\Delta \varphi_n > 0$. Як тільки виникає імпульс $\Delta \varphi_n$ негативної полярності, який перевищує величину ε , тригер Тр змінює свій стан і відповідно до (2) змінює знак приросту Δu_n . В такій системі при нерухомих тоді екстремуму виникає режим автоколиваний. Характерною особливістю режиму автоколиваний в С. е. р. як дискретної, так і неперервної дії є те, що через наявність у них нелінійної ланки з парною характеристикою відбувається подвоєння частоти коливань вихідної координати об'єкта. Тому для забезпечення можливості існування автоколиваний у замкненій С. е. р. потрібно, щоб була ланка, в якій відбувається зворотний процес перетворення частоти. Такою ланкою в системі (мал. 3) є ланка, яка описується рівнянням (2); вона виконує роль своєрідного подільника частоти.

Такий самий принцип збудження автоколиваний у замкненій С. е. р. лежить в основі побудови і багатьох ін. систем такого роду, зокрема систем неперервної дії. Осн. питаннями теорії С. е. р. цього класу є питання визначення умов існування автоколиваний і дослідження залежності їхніх параметрів від параметрів об'єкта. При випадковому характері змін сигналів Ψ, λ у таких системах може виникати квазіавтоколивальний режим, і однією з осн. задач також залишається визначення умов існування цього режиму. Для поліпшення параметрів режиму автоколиваний у релейно-імпульсних С. е. р. вводять r перших різниць показника екстремуму, тобто використовують закон регулювання вигляду

$$\Delta u_n = \pm \alpha \operatorname{sign} \left(\sum_{i=0}^r a_i \Delta \varphi_{n-i} + \varepsilon \right) \operatorname{sign} \Delta u_{n-1}.$$

Введення кількох різниць $\Delta \varphi_{n-i}$ у закон регулювання за допомогою дискретного фільтра дає змогу компенсувати інерційність об'єкта керування.

Одним з найпоширеніших способів одержання оцінки градієнта цільової ф-ції є використання зони, генератора пошукового періодичного сигналу, що подається на вхід об'єкта екстрем. регулювання (мал. 4, а), і наступного синхронного детектування сигналу на виході об'єкта — С. е. р. з синхронним детектором. На мал. ГПК — генератор пошукових коливань, СМ — серво-

тор з передатною ф-цією K/p . Принцип роботи таких С. е. р. легше пояснити на найпростішій моделі об'єкта у вигляді

$$\dot{\varphi} = -\alpha(\psi + \Psi) + \lambda. \quad (3)$$

Якщо $\psi = \tilde{\psi} + \alpha \sin \omega t$, а рівняння синхронного детектора має вигляд $\dot{z} = \varphi \sin \omega t$, то $z = -\alpha \tilde{\psi} (\psi + \varphi) + F(\tilde{\psi}, \Psi, \lambda)$, де $F(\cdot)$ — квазіперіодичний сигнал, для подавлення якого в системі (мал. 4, а) використовується фільтр низьких частот ФНЧ. Якщо знехтувати складовою $F(\cdot)$, то подавання сигналу $z(t)$ на вихід сервомотора забезпечує рух до точки екстремуму зі швидкістю, пропорційною градієнту ф-ції ψ . Точно дослідити аналітично динаміку системи з урахуванням нелінійних квазіперіодичних складових сигналу $z(t)$ важко. На мал. 4, б наведено структурну схему дискретного аналога схеми, зображеної на мал. 4, а. Закон регулювання якої має вигляд $\Delta u_n = a(-1)^n + \Delta \varphi_n (-1)^n$. Тут 1-й член описує пробні періодичні рухи, що подаються на вхід об'єкта від зовн. генератора, а другий член являє собою вихідний сигнал різницевого синхронного детектора. В описаній імпульсній С. е. р. з синхронним детектором пробний і робочий рух здійснюються водночас. До цього класу належить і С. е. р. з двома пробними кроками, в якій кожен робочий рух виконується після двох пробних рухів. Закон регулювання такої системи має вигляд

$$\Delta u_n = a(-1)^n + K[\pi](-1)^n \Delta \varphi_n$$

де $K[\pi] = -0,5 [1 + (-1)^n]$ — змінний коефіцієнт, що дорівнює 1 при л-парних та 0 — при л-неларних.

При створенні, налаштуванні й експлуатації С. е. р. виникають завдання синтезу оптимальних у певному розумінні С. е. р. (або вибору їхніх оптимальних параметрів), дослідження стійкості і впливу зовн. завад та збурень. Оскільки С. е. р. — нелінійні динамічні системи з нелінійностями, що мають екстрем. характеристики, то для розв'язування всіх цих завдань створено спец. методи і прийоми, які відрізняються від тих, що їх застосовують для досліджування звичайних (лінійних та нелінійних) систем автомат. регулювання. Динаміка замкнених С. е. р. описується нелінійними диференціальними (для неперервних систем) або різницевими (для дискретних систем) рівняннями. Розглядаючи достатньо малі відхилення від положення екстремуму, можна лінеаризувати відповідні рівняння, вехтуючи нелінійними членами, і тоді рівняння динаміки С. е. р. впроваджуються у звичайні диференціальні (різницеві) рівняння зі сталими коефіцієнтами. Завдяки цьому можна значно спростити досліджування стійкості таких систем. Крім того, розгляд динаміки С. е. р. з синхронним детектором у рамках лінійних різницевих рівнянь дає змогу застосовувати дискретний аналог методу Віне-

ра — Колмогорова для синтезу статистично-оптим. дискретного фільтра, який забезпечує перетворення на мінімум квадратичного функціоналу втрат за заданими спектральними (кореляційними) характеристиками випадкових завад. Досліджуючи імпульсній С. е. р., які визнають діюння випадкових збурень і завад, як автокорельованого типу, так і з синхронним детектором, коли можна знехтувати впливом інерційності об'єкта керування, аналіз цих систем можна здійснити, використовуючи прості Марковські ланцюги. При цьому утворюються прості співвідношення, які дають змогу оцінити точність роботи С. е. р. в умовах завад і обрати оптим. параметри налаштування екстрем. регулятора. Крім гармонічних пробних сигналів як пошукові сигнали можна використовувати й будь-які інші періодичні ф-ції часу або випадкові сигнали, спектральна густина яких відрізняється від нуля в смузі пропускання інерційного об'єкта керування.

Властивість ортогональності тригонометричних ф-цій дає змогу використовувати синхронні детектори з кратними частотами пошукових рухів для відшукування оцінок градієнта у багатомірних С. е. р. Структурну схему відповідної багатовимірної С. е. р. наведено на мал. 5, де об'єкт керування представлений однією з своїх найпростіших схем: лінійною багатовимірною частиною і нелінійною ланкою, вихідна величина якої φ в ф-цією змінних x_1, x_2, \dots, x_n . На кожний і-й вхід об'єкта подається пошуковий гармонічний сигнал з частотою ω_i . Вихідний сигнал об'єкта φ містить сукупність n гармонік пошукових сигналів, а також їхні вищі та комбінаційні гармоніки. На синхронні детектори $СД_1 + СД_n$ подаються опорні сигнали відповідних частот $\omega_1 + \omega_n$ і вихідний сигнал об'єкта φ . Завдяки згаданим вище властивостям ортогональності тригонометричних ф-цій встановлено, що на виході кожного $СД_i$ з'явиться (в 1-му наближенні) лише від величини та знака і-ї складової градієнта цільової ф-ції φ . Вихідні сигнали фільтрів низьких частот $ФНЧ_1 + ФНЧ_n$ керують сервомоторами $СМ_1 + СМ_n$. В разі, коли ф-цією $\varphi = \varphi(x_1, x_2, \dots, x_n)$ на достатньо малій ділянці навколо точки екстремуму може апроксимувати квад-

ратична форма $\varphi \approx \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n a_{ij} x_i x_j$, то по-

водження всієї замкненої системи (мал. 5) у 1-му наближенні можна звести до лінійної системи дифер. рівнянь (2), аналіз і синтез яких провадять за допомогою стандартних прийомів.

Описані вище С. е. р. мають постійну, заздалегідь встановлену структуру. Для найпростішого випадку, коли одновимірний об'єкт екстрем. регулювання апроксимує параболою 2-го порядку з постійною крутістю, $W_1(p) = 1$ і $W_2(p)$ відповідає ланці 1-го порядку, а сигнали Ψ та λ є вінерівськими

процесами, тобто $\Psi = \Sigma_1$, $\lambda = \Sigma_2$, де Σ_1 , Σ_2 — обиді шуми, δ — адитивна завада типу облого шуму (мал. 6). На основі теорії оптимальної фільтрації Р. Катмана та Р. Б'юсі Дж.-Д. Робертс розв'язав задачу структурного синтезу С. е. р., яка забезпечує мінімум функціоналу

$$J = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \int_0^T (\Psi - \Psi^2) dt.$$

Структурна схема С. е. р. (мал. 6), що П одержано в результаті розв'язання цієї задачі, складається з моделі об'єкта регулювання (ланки 1 та 2), інтеграторів 3 і синхронних детекторів 4. Як пошуковий сигнал $m(t)$ використовують гармонічний сигнал, амплітуда і частота якого залежать від спектральної щільності збурень і параметрів об'єкта. Сигнали $e_1(t)$ та $e_2(t)$ — гармонічні сигнали тієї самої частоти, що й $m(t)$, а сигнал $e_3(t)$ має подовжену частоту; крім того, сигнали $e_1(t)$ і $e_2(t)$ містять постійну складову. Константа A дорівнює оцінці функціоналу J ; визначають її в розв'язку рівнянь оптим. фільтрації. Із структурної схеми (мал. 6) видно, що структурні схеми розглянутих раніше С. е. р. (мал. 4, 5), які запропоновано за сутю єдинотичної основи, є окремими випадками статистично-оптимальної С. е. р. Так, зокрема, якщо збуренням Ψ можна знехтувати порівняно зі збуренням λ , то С. е. р., що її показано на мал. 6, вироджується у звичайну С. е. р. із синхронним детектором, яку описано вище.

Для класу об'єктів екстрем. регулювання, для якого статистичні характеристики випадкових завад і збурень задано повністю і при цільовій ф-ції у вигляді повного ризику, тобто матем. сподівання відхилення поточного значення показника екстремуму від його максимально можливого значення, О. А. Фельдбаум розвинув заг. підхід до знаходження оптим. керування, що базується на методах теорії статистичних рішень та динамічного програмування. — теорію дуального керування. Ця теорія є найкращим зварядком тоді, коли задано апріорну щільність розподілу зовн. впливів і параметрів об'єкта, а цільовою ф-цією є середній ризик. Показником у такому підході є те, що він має об'єктивний характер і не потребує інженерної інтуїції та евристичних міркувань для знаходження закону керування С. е. р. Водночас цей спосіб розв'язування дуже складний, і застосовують його лише для побудови С. е. р. або в простих випадках безінерційних об'єктів, або коли виконують якісь спрощувальні припущення щодо об'єкта. Якщо відомий вираз, яким можна апроксимувати екстрем. характеристику об'єкта, то можна побудувати т. з. екстраполяційну С. е. р., в якій після кількох пробних кроків обчислюється положення точки екстремуму, і тоді С. е. р. може досягти екстремуму за допомогою одного робочого кроку. Природно, що коли є ви-

падкові завади, які спотворюють вихід об'єкта, а також коли модель екстрем. характеристик об'єкта відрізняється від реальної, процес пошуку екстремуму складається в кількох ітерацій.

Багато аусиль було докладено, щоб дослідити можливість побудови т. з. безпошукових С. е. р., тобто систем, у яких градієнт цільової ф-ції визначається без прикладання до об'єкта спец. пошукових рухів. Одна з можливостей побудови таких С. е. р. полягає у використанні підстроювальної моделі об'єкта екстрем. керування, інакше кажучи, спочатку розв'язують задачу ідентифікації нелінійної, а в заг. випадку — нестационарної динамічної ланки, а потім аналітично або в прискореному масштабі часу за допомогою пошуку безпосередньо на відомій математичній моделі об'єкта відшукують її далі переносять на об'єкт знайдене потрібне значення керуючих дій. Розв'язати задачу ідентифікації нелінійного об'єкта безпошуковим методом можна, використавши ф-ції чутливості, що їх визначають за допомогою моделі чутливості. А це в свою чергу потребує вичерпних відомостей про структуру досліджуваного об'єкта.

При розв'язанні виродженої задачі екстрем. регулювання, тобто задачі керування безінерційним об'єктом, положення точки екстремуму характеристики якого хоч і невідоме, але залишається незмінним, і при врахуванні лише адитивно діючих на об'єкт керування випадкових завад можна успішно використовувати різні методи розв'язування задач оптимізації, такі, напри., як *статистичної апроксимації методи*, випадкового пошуку методів та ін. Зокрема, встановлено, що у випадках, коли кількість керуючих дійнів зростає, за допомогою методів випадкового пошуку екстремуму для досить широкого класу об'єктів керування можна швидше відшукати точку екстремуму, ніж за допомогою різних модифікацій градієнтних методів пошуку.

Вище було описано в осн. С. е. р. замкненого типу. Широко застосовують і комбіновані С. е. р., що містять і лінійні, і нелінійні зв'язки за збуренням, коли можна виміряти осн. збурення. Такі системи мають переваги замкнених і розімкнених С. е. р., тобто швидкодію і точність підтримання екстремуму. Показано, що в комбінованих С. е. р. можна досягти *інваріантності систем автоматичного керування* або, принаймні, *астатизму n-го порядку*. Літ. Красовский А. А. Динамика непрерывных самонастраивающихся систем. М., 1963 [Бібліогр. с. 455—465]; Кунцевич В. М. Импульсные самонастраивающиеся и экстремальные системы автоматического управления. К., 1968 [Бібліогр. с. 268—279]; Фельдбаум А. А. Основы теории оптимальных автоматических систем. М., 1948 [Бібліогр. с. 594—618]; Растрини Л. А. Статистические методы поиска. М., 1968 [Бібліогр. с. 370—378]; Автоматическая оптимизация управляемых систем. Пер. с англ. М., 1960; Самонастраивающиеся системы. Справочник. К., 1969 [Бібліогр. с. 527—528].

В. М. Кунцевич, А. А. Тушак
СИСТЕМА ЗАХИСТУ ПАМ'ЯТІ — дав. Операційна система.

СИСТЕМА ІНФОРМАЦІЙНОГО ПОШУКУ — див. *Інформаційно-пошукова система*.

СИСТЕМА КЕРУВАННЯ АДАПТИВНА — система, в процесі функціонування якої відбувається адаптація, спрямована на поліпшення якості керування. Див. *Дуалісне керування, Керування з адаптацією*.

СИСТЕМА КЕРУВАННЯ З РОЗПОДІЛЕНИМИ ПАРАМЕТРАМИ — система керування, стан якої визначається функціями кількох незалежних змінних, як правило, залежних не тільки від часу, а й від просторових координат. Такими функціями можуть бути скалярні, векторні, тензорні й інші поля різної фіз. природи (поля мех. напруг, деформацій, температури, концентрацій, електромагнітні поля тощо). Ці поля відображають процеси в пружних тілах, рідких, газоподібних та плазмових середовищах, у різних об'єктах хім. технології, металургії, теплоенергетики, експериментальної фізики, в транспортних засобах тощо.

Для матем. опису С. к. з р. п. звичайно застосовують диференціальні рівняння в частинних похідних з відповідними крайовими умовами, умовами нормування або іншими додатковими умовами, які виділяють певні розв'язки. Використовують ще інтегральні, інтегро-диференціальні та деякі інші типи рівнянь з кількома незалежними змінними.

В найпростіших випадках лише одна або кілька окремих ланок С. к. з р. п. мають розподілені, а інші — зосереджені параметри. Прикладом С. к. з р. п. може бути система керування тепловим режимом прохідної нагрівальної печі (мал.) з таким принципом дії. Просуваючись через зону нагрівання ЗН, вироби (об'єкт керування О) нагріваються. Режим нагрівання залежить від інтенсивності горіння та швидкості v (і)

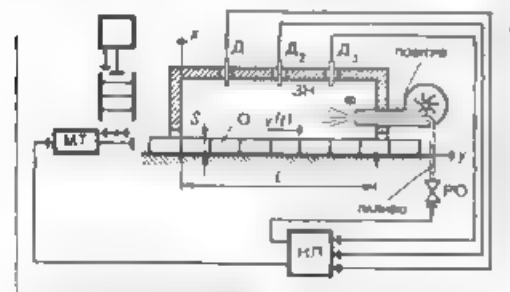


Схема системи керування тепловим режимом прохідної нагрівальної печі

просування виробів через піч. Керуючий пристрій КП за сигналами датчиків температури D_1 — D_3 керує режимом нагрівання відповідно до вимог технології, діючи на регулюючий орган РО подавання запала, форсунок Φ та механізм транспортування МТ виробів. Стан потоку нагріваних виробів характеризується функцією розподілу τ -ри

по товщині виробів x , довжині печі y відповідно до часу нагрівання (t). $T = T(x, y, t)$ ($0 \leq x \leq a$, $0 \leq y \leq L$, $0 \leq t \leq \tau$). Вироби входять у зону нагрівання з розподілом температури (яка змінюється в часі) по товщині $T(x, 0, t) = T_{\text{вх}}(x, t)$.

Описана система служить для того, щоб на виході з печі забезпечувати такий розподіл τ -ри виробів по товщині і в часі нагрівання, який найменше відхиляється від заданого розподілу $T_{\text{вх}}(x, t)$. За міру відхилення регульованого процесу від бажаного часто беруть функціонал

$$J = \left\{ \frac{1}{\tau a} \int_0^{\tau} \int_0^a [T(x, L, t) - T_{\text{вх}}(x, t)]^2 dx dt \right\}^{\frac{1}{2}}.$$

Процес теплообміну в об'єкті описують рівняннями у частинних похідних

$$\frac{\partial T}{\partial t} = a \frac{\partial^2 T}{\partial x^2} - b v \frac{\partial T}{\partial y},$$

де a — коефіцієнт температуропровідності, $b = b(y, t)$ — функція, яка залежить від теплофізичних параметрів об'єкта, v — швидкість переміщення виробів, що їх нагрівають. Початкові і граничні умови мають вигляд:

$$T(x, y, 0) = T_0(x, y), \quad \frac{\partial T}{\partial x} \Big|_{x=0} = 0,$$

$$\lambda \frac{\partial T}{\partial x} \Big|_{x=a} = \alpha [U(y, t) - T(a, y, t)].$$

Тут $T_0(x, y)$ — початковий розподіл температури, λ — коеф. теплопровідності, α — коеф. теплообміну, $U(y, t)$ — температура грюючого середовища всередині печі. Керуюче діяння та поле стану об'єкта описуються нерівностями, в яких урахувано енергетичні можливості й умови технології:

$$A_1 \leq U(y, t) \leq A_2, \quad \left| \frac{\partial U}{\partial y} \right| \leq A_3, \quad T(x, y, t) \leq A_4, \quad \frac{\partial T}{\partial x} \leq A_5,$$

де $A_1 + A_5$ — якісь задані постійні або змінні величини. Наведена система рівнянь і граничних умов — типовою для багатьох процесів, напр., дифузійних, електромагнітних (скін-ефект) тощо.

Досліджуючи й проектуючи С. к. з р. п., звичайно враховують вимоги стійкості, оптимальності за заданими критеріями або інваріантності щодо збурювальних діянь. Задача опт. програмного керування для С. к. з р. п. полягає в тому, щоб визначити таке керуюче діяння $U(y, t)$, яке забезпечує мінімум функціоналу втрат у наведеному прикладі J (див. *Критерії якості систем автоматичного керування*). Окрім цієї, виникає й задача синтезу опт. оператора зворотного зв'язку С. к. з р. п., яка полягає в тому, щоб відшукати таку операторну залежність $U = AT$ керуючого діяння U від стану об'єкта T , щоб мінімум функціоналу втрат J за пев-

них обмежень можна було досягти для будь-яких (із заданої множини) початкових станів, граничних умов та збурювальних діянь.

Для теорії керування об'єктами з розподіленими параметрами специфічними в задачі керування через зміну граничних умов і, зокрема, задача фізичного керування. Цю задачу ставлять так: за відомим початковим станом задати керуюче діяння на границі об'єкта таким чином, щоб об'єкт за обмежений (звичайно мінімальний) час перейшов у заданий кінцевий стан.

За функціональними ознаками С. к. з р. п. звичайно можна розчленувати на кілька ланок з більш або менш відокремленими функціями, з яких основним є: об'єкт керування, вимірний пристрій, перетворювач форми інформації, підсилювач і виконавчий орган. Інформаційний та енергетичний контакти між ланками С. к. з р. п. здійснюються на контактних різноманітностях тієї або іншої розмірності (точкова, лінійна, поверхнева та об'ємна взаємодія). Можна побудувати й розподілені керуючі пристрої з об'єднаними функціями вимірювання, перетворення, підсилювання та діяння на об'єкт. Це збільшує швидкодію, простоту розділювальної здатності та енергетичну ефективність.

С. к. з р. п. класифікують за такими ознаками:

1. Функціональні ознаки: 1) роль ланки в керуючому пристрої (окремий елемент, об'єднані елементи і пристрій загалом); 2) призначення (вимірювання, фільтрація, запам'ятовування, регулювання і т. п.); 3) можливість і способи перебудови (настроювання постійне, ручне, автоматичне і т. п.); 4) число ступенів вільності (скінченне, лічбове та нелічбове); 5) динаміка (стійкість, швидкодія, самовирівнювання й розділювальної здатності).

II. Геометричні ознаки: 1) розмірність займаного підпростору (0-, 1-, 2- і 3-вимірні пристрої); 2) зовнішня конфігурація пристрою (точка, лінія, смуга, оболонка, стрижень і шар); 3) кількість і розмірність різноманітностей контакту цього пристрою з суміжними; 4) спрямованість дії (директор, відбивач, розподільник і т. п.).

III. Ознаки внутрішньої структури: 1) характер просторового розподілу параметрів (пристрої з дискретною структурою, квазі-континуальні й континуальні); 2) різновидність мікроструктури (для квазіконтинуальних пристроїв).

IV. Фізичні ознаки: 1) застосування видів енергії; 2) механізм підсилювання; 3) поля стану та взаємодії; 4) кількісні характеристики середовищ (параметри, тензори, оператори); 5) дисперсійні характеристики; 6) застосування матеріалів й середовищ.

Першими з С. к. з р. п. в автоматичного керування теорії почали вивчати системи з однією ланкою з розподіленими параметрами (пружний канат, газопровід або гнучкий вал). Задачі дослідження стійкості та якості переходних процесів С. к. з р. п. розв'язували

на основі Лапласа перетворення, критерію Найквіста й частотних методів, які можна застосовувати, коли інформаційний контакт об'єкта з керуючим пристроєм здійснюється в дискретному ряді точок, а число нестійких полюсів скінченне. Становище, однак, ускладнюється при контактних різноманітностях більшої розмірності, тобто при взаємодії підсистем С. к. з р. п. на лініях, поверхнях або об'ємах. Така ситуація є одним з предметів вивчення в сучасній теорії С. к. з р. п.

Теорія С. к. з р. п. сформувалася наприкінці 60-х років 20 ст. у великий розділ кібернетики технічної зі своєю проблематикою та методами дослідження. Осн. сучасні результати *аналитичного керування теорії* Понтрягіна — Беллмана узагальнено на деякі класи С. к. з р. п. Розроблено методи аналітичного конструювання оптимальних С. к. з р. п. Теоретично досліджено поведінку лінійних систем при випадкових діяннях та розв'язано низку задач оптим. синтезу й.

Реалізувати знайдені з теорії закони керування у випадку інерційних об'єктів із значним локальним самовирівнюванням можна наближено, а допомогою багатовимірних САК з дискретними даними та виконавчими органами. Однак з розширенням частотно-хвильового спектру керування полів такі тех. засоби стають неефективними. Виникає потреба в керуючих пристроях з розподіленими параметрами. В багатьох випадках став доцільним застосовувати пристрої, які взаємодіють не з локальними збурженнями, а з просторовими гармоніками полів. Принципи побудови й теорію розподілених керуючих пристроїв розробляють, зокрема, в зв'язку з задачами автомат керування магнітогидродинамічними об'єктами.

Для збільшення просторової розділювальної здатності керуючого пристрою необхідно, щоб у ньому здійснювався обмін інформацією між різними просторово віддаленими точками. Для цього пристрій виконують у вигляді макроскопічно локально однорідного середовища, параметри якого, усереднені за досить малим об'ємом, є поволі змінюваними функціями просторових координат. Разом з тим треба, щоб таке середовище було волокнистою або шаруватою мікроструктурою (щоб при цьому розміри підсистем (волокон або шарів), з яких це середовище складається, були макроскопічними, а параметри його періодичної ґратки середовища — мікроскопічними величинами. Для природних середовищ (за винятком полімерів) ці вимоги суперечливі, проте вони здійснені для штучних середовищ, створених на базі сучасної технології твердотільних пристроїв. Для підсилювання полів у керуючих середовищах можна використовувати різні нелінійні й параметричні ефекти.

В довгохвильовій частині спектра збурень для керування електромагнітним полем застосовують обмотки зі спец. просторовою щільністю намотки та зв'язані з кола цих обмоток двополюсники з позитивними або

негативними параметрами. Цим забезпечують підсилення поля і необхідний вид частотно-хвильової передавальної функції.

Можливі три основні способи формування просторової передавальної функції розподілених керуючих пристроїв: а) застосування шарових середовищ з параметрами, які змінюються в напрямі нормалі до поверхонь риння, б) побудова набору ортогоналізованих підсистем, які взаємодіють з певними просторовими гармоніками поля, та в) використання штучних середовищ періодично волокнистої структури типу керуючих кристалів. Такі середовища зручні для реалізації дисперсійних характеристик, подібних до характеристик керування об'єктів з кількома гілками нестійкості, такими, як напр., плазма, пучки заряджених часток тощо. Апарат досліджування процесів перетворення поля у С. к. з р. л., які мають симетрію (напр., періодичну структуру), ґрунтується на лінійній передставленні груп теорії. С. к. з р. л. застосовують у різних галузях нар. господарства: для керування прохідними печами, прокатними станами, підйомними механізмами, газопроводами, ядерними реакторами, прискорювачами заряджених часток, термо-ядерними установками тощо.

Лит. Лур'є К. А. Задача Мавра — Бомба для критичних матеріалів і оптимізація процесів систем з розподіленими параметрами. Прикладна математика і механіка. 1967, т. 27, в. 5. Бутико-скій А. Г. Теорія оптимального управління системами з розподіленими параметрами. М. 1965 [бібліогр. с. 467—474]; Егоров А. Н. Оптимальні процеси в системах з розподіленими параметрами і їхніми деякими теоріями інваріантності. Известия АН ССРС (серія математическая). 1966, т. 29, в. 6. Скрастеджов Т. Н. Кваліфікаційне конструювання регуляторів в процесах з розподіленими параметрами. Автоматика і телемеханіка. 1965, т. 26, № 9. Самойленко Ю. И. Пространственные распределенные системы автоматического управления и способы их реализации. Автоматика и телемеханіка. 1966, т. 27, № 2. Самойленко Ю. И., Волкович В. Л. Пространственные распределенные процессы и управляющие системы. М. 1966 [бібліогр. с. 133—135]. Ю. И. Самойленко

СИСТЕМА КЕРУВАННЯ ЗАМКНЕНА, система керування за відхиленням — система керування, в якій реалізується принцип керування за відхиленням. У С. к. з. (мал.) регульовану величину x_0 і порівнюють з задавальним діянням x_d і визначають відхилення (похибку) λ , залежно від якого на об'єкт подається регульоване діяння u , яке зменшує це відхилення. Отже, у С. к. з. результат керування впливає на процес вироблення керуючих діянь, тобто в процесі керування увесь час здійснюється зворотний зв'язок. У більшості біол. і економ. систем також є явно виражені замкнені кола.

Відхилення регульованої величини від заданого значення в системі керування можуть спричинювати різні збурювальні діяння — змінювання зовн. факторів і параметрів самої системи або ж воно може виникнути, коли змінюється задавальне діяння. Оскільки в С. к. з. регулююче діяння є наслідком перетворення відхилення, що його може спри-

чинювати будь-який із зазначених вище факторів, то такі системи намагаються зменшити відхилення незалежно від того, який із цих факторів спричинив його. В цьому полягає особливість замкнених систем порівняно з системами керування розімкненими. В цих останніх зменшуються відхилення, спричинювані лише тими факторами, по яких є компаундуючі зв'язки. Внаслідок цієї особливості замкнені системи менш чутливі до змін параметрів об'єкта, ніж розімкнені. Вадюю С. к. з. є те, що при розробці їх виникає проб-

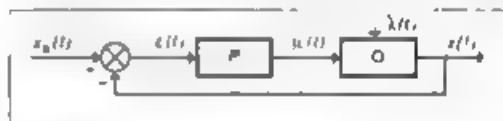


Схема замкненої системи автоматичного керування $x_d(t)$ — задавальне діяння $x(t)$ — регульована величина $e(t)$ — відхилення (похибка), $u(t)$ — регулююче діяння, прикладене до об'єкта O — регульована величина, P — регулятор, O — об'єкт.

леми забезпечення їхньої стійкості. Проте ці системи набули вже досить великого поширення. В них використовують різні регулюючі механізми для поліпшення показників якості системи. Останнім часом застосовують різні види зв'язки: нелінійні, апроксимуючі та зв'язки з логічними елементами. Коли регулюють складні об'єкти, які являють собою системи з кількома ступеннями вільності, можна вводити перехресні зворотні зв'язки по проміжних, внутр. координатах об'єкта (див. Базископтурна система автоматичного керування, Автономність). Дальшого поліпшення якості досягають у комбінованих системах автоматичного керування, що поєднують принципи регулювання за відхиленням і принципи регулювання за збуреннями.

Лит. Теорія автоматичного регулювання, т. 1. М. 1967 [бібліогр. с. 743—763]. Основи автоматичного управління. М. 1966 [бібліогр. с. 673—675].

СИСТЕМА КЕРУВАННЯ ЗІ ЗМІННОЮ СТРУКТУРОЮ — нелінійна система автоматичного керування (САК) з логічними елементами, що розривають і (або) відновлюють зв'язки між функціональними елементами відповідно до обраного алгоритму і цим самим змінюють структуру САК. Осн. методи синтезу алгоритму С. к. зі з. с. можна розглянути на прикладі побудови слідуючої системи, яка складається з лінійного об'єкта керування з однією керуваною координатою та лінійного виконавчого механізму, рух якого описують системою дифер. рівнянь:

$$\frac{dx}{dt} = x_{i+1}, \quad i = 1, 2, \dots, n-1;$$

$$\frac{dx_n}{dt} = - \sum_{i=1}^n a_i x_i - \sum_{i=1}^m b_i \frac{d^i}{dt^i} U + G(t);$$

де $x_1 = g - \varphi$ — похибка, φ — керувана координата, U — керуюче діяння; $G(t)$ — певна лінійна комбінація збурювальних діянь,

задавального діяння $g(t)$ та їхніх похідних; a_i, b_i — змінні параметри об'єкта й виконавчого механізму, що змінюються в обмеженому діапазоні. При керуванні зільним рухом САК ($G(t) \equiv 0$), рівняння руху якої не мають оператора диференціювання в правій частині ($m = 1$), керуюче діяння

$$U = \sum_{i=1}^k \Psi_i(s, x_i) \cdot x_i, \quad 1 \leq k \leq n;$$

$$s = \sum_{i=1}^n c_i x_i, \quad c_n = 1;$$

$$\Psi_i(s, x_i) = \begin{cases} \omega_i & \text{при } s \cdot x_i > 0 \\ \lambda_i & \text{при } s \cdot x_i < 0. \end{cases}$$

де s — ф-ція перемикання, що визначає моменти розриву керуючого діяння — в цьому випадку лінійна комбінація похибок та її похідних; $\Psi_i(s, x_i)$ — розривні коефіцієнти; ω_i, λ_i — постійні величини, що відповідають можливим структурам САК; величину λ_i , яка визначає кількість комутування зв'язків, вибирають залежно від конкретних умов розв'язуваної задачі. За рахунок розривного керуючого діяння в такій системі, якщо виконати певні умови, може виникнути коливний режим, що його описують системою лінійних однорідних дифер. рівнянь

$$\frac{dx_i}{dt} = x_{i+1}, \quad i = 1, 2, \dots, n-2;$$

$$\frac{dx_{n-1}}{dt} = - \sum_{i=1}^{n-1} c_i x_i;$$

і рівнянням зв'язку $s = \sum_{i=1}^n c_i x_i = 0$. Істотним

є те, що до цих рівнянь не входять параметри a_i, b_i , і потрібну якість процесу керування можна забезпечити, відповідно вибравши коефіцієнти c_i . Ця властивість параметричної інваріантності й лежить в основі синтезу алгоритмів керування С. к. м. а. с.

Під час керування збуреним рухом керуюче діяння формується у вигляді суми координат x_1, x_2, \dots, x_n , задавального діяння, збурень та їхніх похідних з коефіцієнтами, що стрибкоподібно змінюються. При цьому потрібно здійснити прямо чи посередньо вимірювання збурень (див. *Комбінована система автоматичного керування Диференціальна система автоматичного керування*). При використанні в законі керування комутації s -місних зворотних зв'язків, за спостережуваними координатами виконавчого механізму вдається забезпечити цілковиту відтвореність задавального діяння, зберігаючи параметричну інваріантність та інваріантність до зовн. збурень (див. *Інваріантність систем*

автоматичного керування), якщо задовольнити умову

$$\left| \frac{d^r G_0(t)}{dt^r} \right| : \sum_{i=1}^r \left| \frac{d^{r-i} G_0(t)}{dt^{r-i}} \right| < B$$

($B = \text{const}$),

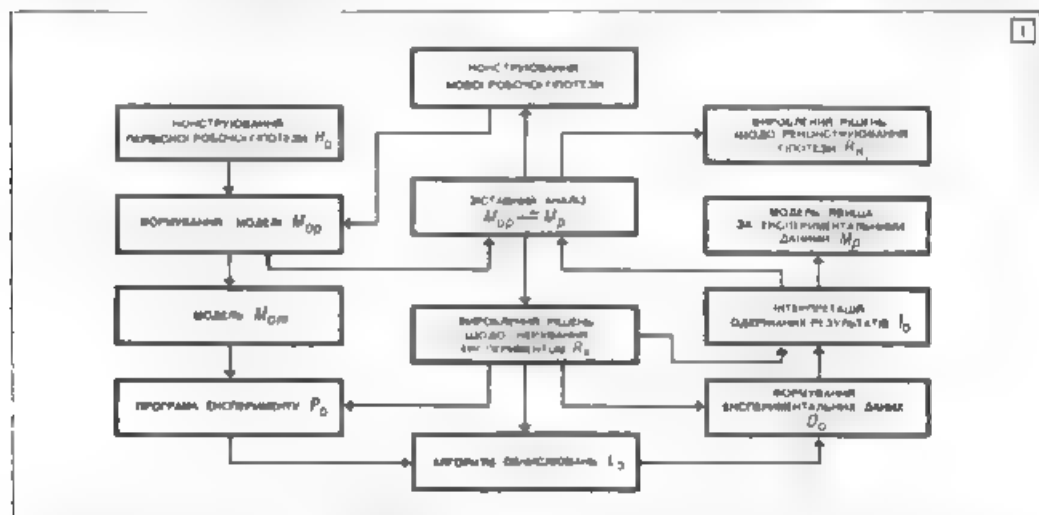
де $G_0(t)$ — сума введених до входу об'єкта задавального діяння й збурювальних сил. При $r = 2$ цю обмеження задовольняють експоненціальні, гармонічні, поліноміальні ф-ції та всілякі їхні добутки. Якщо в оператор диференціювання в правій частині ($m > 1$), керуюче діяння формується згладжувальним лінійним фільтром порядку $m - 1$, на вхід якого подається сума координат x_1, x_2, \dots, x_n і координат згладжувального фільтра з коефіцієнтами, що стрибкоподібно змінюються.

Незважаючи на різноманітність, а для істотно нелінійних об'єктів керування — і на складність логіч. законів керування С. к. м. а. с., їх реалізують простими тех. засобами на основі типових ключових логіч. елементів. Принципи змінності структури використовують, розв'язуючи найважливіші задачі автомат. керування (слідкування, фільтрації, ідентифікації, керування багатозв'язними об'єктами тощо); він дає змогу використати позитивні властивості нижньої структури й одержати ефекти, які не властиві жодній з систем, які мають постійну структуру. Див. *Експлуатація С. в. Системи автоматичного управління з перемінною структурою* М. 1967 [бібліогр. с. 328—336] Банакін А. В., Гриценко М. В., Коотмелев Н. В. *Алгоритми управління систем з перемінною структурою* (Обзор) В кн. *Системы с переменной структурой и их применение в задачах автоматизации полета* М., 1968. Теория систем с перемінною структурою. М., 1970 [бібліогр. с. 543—560].

Д. В. Івасюк С. К. Коровин, О. С. Ринко.
СИСТЕМА КЕРУВАННЯ НАУКОВИМ ЕКСПЕРИМЕНТОМ — сукупність алгоритмічно пов'язаних ланок, функціонування яких спрямовано на розкриття невизначеності щодо властивостей об'єкта випробування, форм взаємозв'язку між фізичними параметрами й значення обчислюваних характеристик. За прикладами С. к. м. е. можуть вважатися програмне керуванняй синхрофазотрон, системи керування випробуваннями зразків нової техніки, автоматизовані системи гідрофіз. досліджень, системи пошуку корисних копалин і ряд ін. комплексів. С. к. м. е. застосовують для автоматизації обчислень, нагромадження та первинної обробки експериментальних даних, машинного моделювання евристичних програм експериментатора (див. *Програмування евристичне*) та ін. В найкраще оснащених С. к. м. е. відбувається об'єднання ЕОМ та об'єкта в єдиний машинний комплекс на базі операційних програм вимірювань і керування і разом з тим здійснюється режим двобічного обміну інформацією між дослідником і машинним комплексом через пульти з світловими екранами, телетайпи тощо. Створення С. к. м. е. стало можливим після появи

електронних обчислювальних машин 2-го покоління (початок 60-х років 20 ст.), коли пивидкодіючі процесори почали оснащувати малогабаритними напівпровідниковими пристроями великої об'ємності (ПЗО) і переносними магнітними нагромаджувачами великої ємності. Тех. оснащення наук. експериментів «домашнього» періоду складалося з трьох-чотирьох показуючих і реєструючих приладів, вошта спостережень і матем. забезпечення в обсязі операцій логарифм. лінійки.

Аналіз принципів організації людино-машинних систем показує, що форсувати процес остаточного розвитку С. к. н. в. є можна в дуже вузьких межах. Заг. рівень організації С. к. н. в. визначається рівнем тех. оснащення, відповідним складом матем. забезпечення та повнотою логіч. схеми наук. пошуку. Алгоритми керування наук. експериментом створюють на основі таких елементів: робочої гіпотези H_0 про «механізм» функціонування об'єкта досліджень, змістовий вираз якого



1. Схема процесу керування науковим експериментом.

Сучасні експериментальні комплекси «генерують» потоки даних у сотні тисяч і мільйони біт/сек. Системні експериментальні дослідження проводять, як правило, на стику наук, і тому вони спираються на розрізнені методи з різним рівнем логіч. строгості й матем. спотужності. Це потребує використання проблемно-орієнтованого матем. забезпечення в С. к. н. в. (див. Математичне забезпечення ЦОМ). Інтенсифікація системних досліджень і ефективність їхніх результатів перебувають у прямій залежності від якості обчислень і мінімізації періоду повної обробки даних. Обидві обставини зумовили ефективну побудову сучасних С. к. н. в. як систем людино-машинна. Принципи побудови С. к. н. в. ґрунтуються на алгоритм. сумісності в системі експериментатор — об'єкт досліджень — обчисл. комплекс. Істотною властивістю такої системи є високий рівень жорданості наук. пошуку — досягнення мети експерименту з макс. ймовірністю. Етапам автоматизації наук. експерименту відповідає організація С. к. н. в. за принципом: експериментатор — програма обчислень — ЕОМ, експериментатор — машинна мова довідочного обміну — обчисл. комплекс; експериментатор — машинна система моделювання — обчисл. комплекс.

представлено сподіваною моделлю M_{0p} в поняттях певної галузі (біології, фізики, техніки тощо); сподіваної моделі M_{0m} , адекватної M_{0p} , представленої формальними категоріями (рівняннями, таблицями, графами, топологічними блок-схемами тощо); програми експерименту P_0 ; алгоритму обчислень L_0 і машинного процесу формування експериментальних даних D_0 ; прийомів інтерпретації I_0 і одержаних результатів у поняттях моделі M_{0p} і M_{0m} . Послідовність $H_0 \rightarrow M_{0p} \rightarrow M_{0m} \rightarrow P_0 \rightarrow L_0 \rightarrow D_0 \rightarrow I_0 \rightarrow M_{1m}$ замикається в ітераційний цикл (мал. 1) через процедуру зіставного аналізу $M_{0m} \approx M_{1m}$. Результатом його є вироблення рішень з коректування елементів послідовності. Розрізняють вирішувальне правило локального контура

$$R_{N(i+1)} \{ M_{1p} \approx M_{(i+1)p} \} \rightarrow K_{i+1};$$

$$K = M_m, P, L, D, I, \quad i = 1, 2, \dots, n;$$

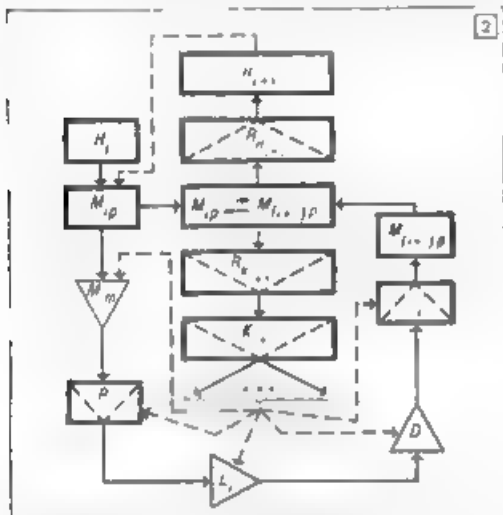
і вирішувальне правило глобального контура

$$R_{N(i+1)} \{ M_{1p} \approx M_{(i+1)p} \} \rightarrow H_{i+1}$$

$$i = 1, 2, \dots, n$$

Вигляд структури алгоритму керування наук. експериментом (КНЕ) показано на мал. 2. Ефективність алгоритму значною мірою визначається повнотою матем. засобів послідовності $M_{im} \rightarrow \dots \rightarrow I_i$, що, в свою чергу, дає змогу перевести процес реалізації вирішувальних правил R_H і R_N в область машинних методів. У цій послідовності визначальне значення має повнота Π первісного елемента — матем. моделі M_{om} . Наук. експерименти класифікують за рівнем невизначеності

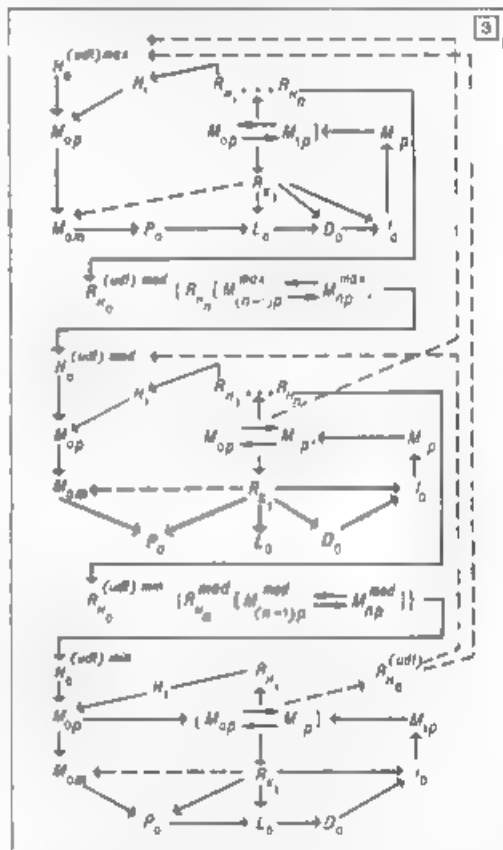
правила формування гіпотез $H_0^{(udt)}$ за даними $\{M_{ip}^{(udt)min} \approx M_{(i+1)p}^{(udt)min}\}$ та $\{M_{ip}^{(udt)mod} \approx M_{(i+1)p}^{(udt)mod}\}$. Т. ч., замкнені цикли, сформувані за різними невизначеності, охоплюються міжрівневими зв'язками щодо розкриття невизначеності (згори вниз) і зворотним зв'язком (знизу вгору). Це означає, що в основу організації С. н. н. е. покладено єдиний системний принцип, який об'єднує про-



2 Структура алгоритму керування науковим експериментом

моделей M_m , виокремлюючи моделі з макс. ступенем невизначеності $M_{im}^{(udt)max}$, середнім ступенем — $M_{im}^{(udt)med}$ і мінім. ступенем $M_{im}^{(udt)min}$. Ступінь невизначеності матем. моделі M_{im} істотно впливає на структуру алгоритму КНЕ, що ґрунтується на конкретних методах планування експериментів, програмах обчислень тощо. Побудову алгоритму КНЕ з ієрархічною структурою розкриття невизначеності представлено граф-схемою (мал. 3) (див також [1, між с. 376—377]).

Структура алгоритму КНЕ складається з «горизонтальних» зв'язків — замкнених циклів на кожному рівні невизначеності $H_0^{(udt)}$; «вертикальних» зв'язків — об'єднання ітерацій внаслідок міжрівневих вирішувальних правил R_N і R_H спрямованих «згори вниз» на зниження рівня невизначеності $M_{om}^{(udt)}$. У керуванні експериментом обов'язково треба враховувати можливу появу нових координат (у просторі — можливих станів об'єкта), одержаних ефективними методами на рівні $M_{om}^{(udt)min}$. Вводить вирішувальні



3. Схема багаторівневого алгоритму

цес прогнозування при розкритті невизначеності $R_{H_n} \{M_{(n-1)p} \approx M_{np}\}$ процес коректування гіпотез $H_0^{(udt)}$ за результатами експериментів $R_{H_0}^{(udt)}$. Повний алгоритм С. н. н. е., синтезований за системного підходу, дає експериментаторові під час проведення комплексних досліджень чітку логічну схему операцій, яка спирається на методи планування експериментів (зокрема й на евристичні) й сучасні засоби обчислень та обробки експериментальних даних.

Сучасні С. н. н. е. створюють на основі розробленої структури алгоритму КНЕ, маючи

як машину реалізацію автоматизовану систему обробки експериментальних даних (АСОЕД) з відповідним матем. забезпеченням. Сферу застосовності С. к. н. в. визначають на кожному етапі автоматизації за сукупністю послідовностей $H_0 \rightarrow \dots \rightarrow M_{\text{ін}}$ заданого комплексу експериментів. Сучасні АСОЕД в величезною машинною пам'яттю й широким набором ввідних і вивідних пристроїв забезпечують оперативний обмін результатами обчислень і обробку даних для практично будь-якого поєднання спеціалістів суміжних галузей і етапів розробки експериментальної проблеми. С. к. н. в. з АСОЕД на базі сучасних ЦОМ, які працюють у режимі розподілу часу, перетворюється на колективний «мозок» широкого поля спеціалістів. У пам'яті ЦОМ зберігаються автоматично введені туди дані дослідів усіх експериментів, там же зберігаються й програми обчислень і формування результатів кожного спеціаліста (члена асоціації користувачів) ЕЦОМ забезпечує режим одночасної роботи по кількох програмах, сприймає одночасно кілька звертань від користувачів. Дослідники через операційну систему ЕЦОМ організують процес розв'язування своєї вузької задачі, користуючись усією інформацією, що зберігається, при цілковитій автоматизації обчислень і формування результатів. Швидкість ЕЦОМ в 1 млн. оп/сек при ємності пам'яті в 10 млн. машинних слів забезпечує розв'язання проблем мінімізації часу повної обробки експериментальних даних з практично найвищою якістю обчислень. У світовій практиці на початок 70-х років 20 ст. ставилося завдання автоматизувати випробування зразків нової техніки з такими показниками. Повне опрацювання даних і видавання машинних матеріалів (числовий матеріал, таблиці, графіки) за результатами складного експерименту тривало місяцями, машинне формування результатів експрес-аналізу — один-два дні.

С. к. н. в., створена на базі ЕОМ 4-го покоління, має розв'язувати завдання оптимізації взаємозв'язаних програм експериментів та оперативного обмінюватися результатами на рівні машинних комплексів (див. *Комплексування машин*), які обслуговують складні комплекси експериментів, не оформлюючи звітів. Це дає колосальний економічний ефект внаслідок реального оперативного планування наук. досліджень на основі найоб'єктивніших машинних даних і макс. приросту рівня знань, використовуваних у наук. пошуках. Досягнення можливої в лабораторії, автоматично введені до машинного комплексу у вигляді результатів дослідів, автоматично ставити активним наук. потенціалом для всіх зацікавлених дослідників.

Лит. Івадья В. В. [та ін.]. Оптимізація в структурі одної спеціалізованої програми диспетчер «Алгоритми для виробничих процесів». 1967 в. 2. Новые идеи в планировании эксперимента М., 1969. Вычислительные системы, в. 35. Новосибирск, 1969. Жуков К. Д. Автоматизация научного эксперимента. - Вестник АН УССР. 1970, № 3. Хижик Ч. Основные принципы планирования эксперимента. Пер. с англ. М., 1967. К. Д. Жуков.

СИСТЕМА КЕРУВАННЯ РОЗІМКНЕНА — 1) система, що складається з послідовно або паралельно увімкнених ланок, не охоплених зворотним зв'язком; 2) в автоматичному керуванні — система, яка реалізує принцип керування за збуреннями. Складається з керуючого пристрою (регулятора) 1, об'єкта керування 2 і пристрою 3, що вимірює збурення (мал.). Застосовують її в тих випадках, коли зони збурювальних дієй (збурень) $f_i(t)$ ($i = 1, \dots, n$) можна виміряти. На основі інформації про збурення $f_i(t)$ регуля-

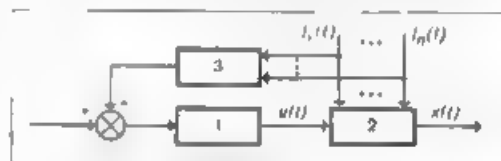


Схема розіМКненої системи керування.

тор і виробляє керуюче (регулююче) діяння $u(t)$, яке компенсує вплив зони збурень. Зв'язки за збуреннями, здійснювані керуючим пристроєм, часто називають допоміжними зв'язками в автоматичних системах. В С. к. р. на відміну від системи керування зв'язаною немає зворотного зв'язку за регульованою величиною $x(t)$.

В С. к. р. є принципова можливість досягти інваріантності системи автоматичного керування щодо зони збурень, для цього необхідні точне вимірювання зони збурень і точне знання характеристик об'єкта керування. Вадую С. к. р. є те, що в ній не компенсуються помилки керування, пов'язані з неточним вимірюванням або неповним врахуванням зовнішніх збурень і неточним знанням або нестабільністю (дрейфом) характеристик об'єкта керування. Такі помилки можна компенсувати лише додатковим введенням зворотного зв'язку за регульованою величиною $x(t)$ (див. *Комбінована система автоматичного керування*). Перевагою С. к. р. порівняно з замкненою системою керування є більша швидкість і, в ряді випадків, простота тех. реалізації. Типовим прикладом С. к. р. є система координатування синхронних генераторів, що являє собою зв'язок за основним збуренням (навантаженням).

Лит. М. Чеховий. **СИСТЕМА «ЛЮДИНА — МАШИНА»** — ерастична система, в якій одна людина або кілька людей взаємодіють з технічним пристроєм. Див. також *Взаємодія людини з обчислювальною машиною*, *Моделювання системи людина — машина*.

СИСТЕМА НЕАВТОНОМНА — динамічна система із змінними в часі параметрами і (або) така, що зазнає впливу змінних зовнішніх дій. Процес, який відбувається в С. н., залежить не лише від її початкового стану, тобто від динамічного стану системи в початковий момент часу $t = t_0$, а й від величини t_0 (див. *Система автономна*). Математично цей процес описується системою дифер. рівнянь

такого вигляду:

$$\left. \begin{aligned} \frac{dx_i(t)}{dt} &= f_i[x_1(t), \dots, x_n(t), t]; \\ x_i(t_0) &= x_i^0; \\ t &\geq t_0, \quad i = 1, \dots, n. \end{aligned} \right\} \quad (1)$$

або в матричному вигляді:

$$\frac{dx(t)}{dt} = f[x(t), t], \quad x(t_0) = x^0, \quad t \geq t_0. \quad (2)$$

де $x = (x_1, \dots, x_n)$, $f = (f_1, \dots, f_n)$ — n -вимірні вектори-стовпці; $x^0 = (x_1^0, \dots, x_n^0)$ — вектор початкового стану.

У теорії автомат. регулювання С. п. розглядають, звичайно вплив зовн. збурень або дрейфу параметрів на роботу систем автомат. регулювання, взаємовплив двох чи більше зв'язаних систем регулювання (див. *Базисні широкі системи автоматичного керування*) тощо. Типовими прикладами С. п. автоматичного регулювання є *слідуючі системи, системи програмного керування, системи екстремального регулювання* з синхронним детектуванням та ін. У математиці термін «С. п.» застосовують для визначення класу систем дифер. рівнянь вигляду (1 — 2), у правій частині яких у лівому вигляді є незалежна змінна t .

СИСТЕМА НЕПРЯМОГО КЕРУВАННЯ — система автоматичного керування, вимірювальний елемент якої використовує для керування регулюючим органом енергію стороннього джерела живлення.

СИСТЕМА ПЕРЕРИВАННЯ ЦОМ — сукупність апаратних засобів для формування сигналів про події у зовн. середовищі (або в пристроях самої машини), що потребують реакції машини. Ця реакція, як правило, виражається у виконанні машинною певної програми (т. я. переривальної програми, або гілки). Події, які звичайно пов'язують з С. п., є, напр., перемикання двопозиційного (релейного) давача на об'єкті, яким керує ЦОМ; закінчення обміну інформацією між процесором і зовн. пристроєм; несправність у якомусь блоці ЦОМ; переполювання розрядної сітки під час обчислювання тощо. С. п. містить, як правило, реєстр переривань і реєстр масок. Розряди реєстра переривань фіксують наявність сигналів, які потребують реакції з боку ЦОМ, а їхні номери за певними правилами визначають *пріоритети* сигналів. Аналіз реєстра переривань проводиться або після виконання кожної команди, або паралельно з її виконанням. Наявність сигналу в реєстрі спричинює переривання, тобто *керуюча програма* переключас машину на виконання переривальної гілки, якщо виконувана в той час гілка програми має нижчий пріоритет, ніж переривальна, і якщо сигнал не замаскований відповідним розрядом реєстра масок. Якщо для умов не дотримано, сигнал зберігається в реєстрі переривань до моменту виконання їх. У деяких ЦОМ (напр., «Двопр 21») реєстр переривання доповнено

групою комірок переривання у гол. пам'яті, які в сукупності становлять С. п. деревоподібної структури. Це дає змогу значно збільшити кількість сигналів переривання без істотних затрат апаратури.

СИСТЕМА ПРОГРАМНОГО КЕРУВАННЯ — автоматична система, головним завданням якої є підпрацьовувати (виноувати) задалегідь задану програму. В таких системах (мал. 1) можна виділити дві осн. частини програмний пристрій ПП, що формує сигнал x_n , і систему підтворювання СВ, основним призначенням якої є забезпечування за допомогою пристрою керування (регулятора) ПК задану в ПП зміну вихідної координати у об'єкта керування ОК. Звичайно ставиться вимога, щоб $y \approx x_n$. У цьому разі СВ являє собою звичайну *слідуючу систему* СВ, однією з особливостей якої є те, що її вихідний сигнал x_n задалегідь задано. Відповідно до осн. принципів керування СВ будують за розімненою, замкненою і комбінованою схемою (див. *Система керування розімнена, Система керування замкнена, Комбінована система автоматичного керування*), в залежності від форми представлення інформації їх поділяють на неперервні і дискретні.

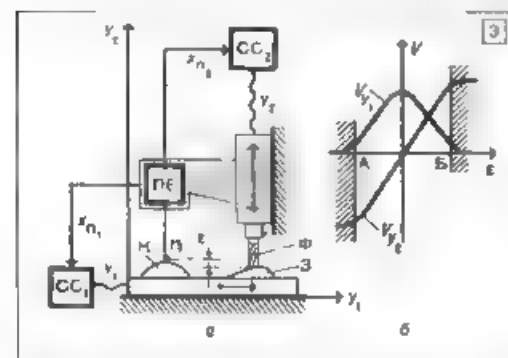
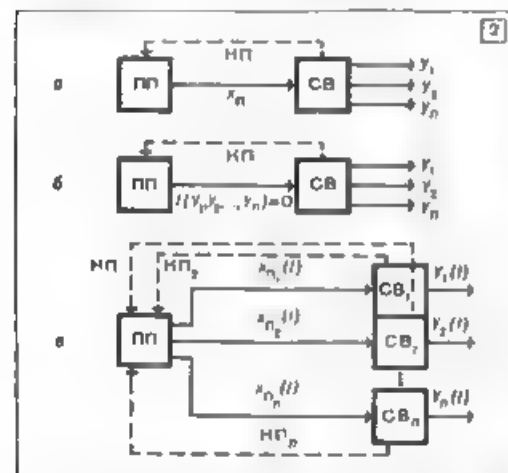
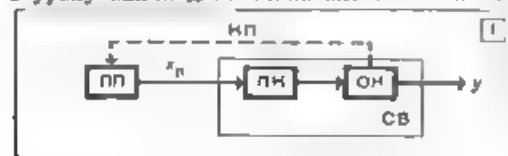
За видом задавання програми С. п. м. поділяються на системи з неперервним (аналоговим) записом програми (на папері, магн. і кінострічці, у вигляді кулачків, копій і т. ін.) і дискретним записом (на перфокартах, перфострічках, магн. стрічках і т. ін.). В останньому випадку для скорочення часу на підготовку програми та скорочення об'єму носія акачення програми часто задають у ряді дискретних (опорних) точок, а потрібні проміжні значення формують за допомогою *інтерполятора*.

Окрім однокоординатних С. п. м. (мал. 1) широко застосовують і багатокоординатні системи (мал. 2, а). В таких системах звичайно треба забезпечити задану функціональну зміну координат $f(y_1, y_2, \dots, y_n) = 0$. За способом задавання програми такі С. п. м. поділяють на системи з задаванням програми в явній формі, коли в ПП закладається задана функціональна зміна координат $f(y_1, y_2, \dots, y_n) = 0$ (мал. 2, б), і на системи з задаванням програми в параметричній формі, коли задане перетворення $f(y_1, y_2, \dots, y_n) = 0$ представляється у вигляді $y_1(t) = x_{n1}(t)$, $y_2(t) = x_{n2}(t)$ і т. д. При цьому $x_{n1}(t)$, $x_{n2}(t)$ і т. д. надходять синхронно й синфазно на окремі СВ (СВ₁, СВ₂ і т. д. на мал. 2, в), які можуть бути і автономні, і зв'язаними між собою.

За способом введення програми розрізняють С. п. м. з незалежним введенням (коли формування сигналу x_n не залежить від у чн інших проміжних координат ОК) і залежним, коли здійснюється корекція програми за режимом роботи системи (зв'язок КП на мал. 1 і 2).

С. п. м. мають ряд специфічних особливостей, осн. з них є такі: 1) програму роботи та-

них систем наперед задано; 2) у багатьох випадках допускається відтворювання (виконання) програм з запізненнями; 3) у багатокоординатних С. п. к. часто буває потрібно забезпечити лише задане функціональне шертворення координат, а на час виконання програми та на зміну координат $x_1(t), \dots, x_n(t)$ у часі часто накладають жорстких обмежень. Це дає змогу, крім звичайних методів корекції систем автоматичного керування, використовувати й специфічні методи підвищення якості С. п. к., напр., такі: 1) при синтезі С. п. к. (на основі 4-ї форми умов інваріантності) сигнал x_0 формується в урахуванням динамічних властивостей СВ;



1. Структурна схема системи програмного керування.
2. Структурна схема багатокоординатної системи програмного керування (а) і системи в заданні програм в явній (б) та в параметричній (в) формі.
3. Система програмного керування копіювально-фрезерним верстатом: а — схема, б — статична характеристика перетворювального елемента (давача).

2) дуже ефективною є корекція програми за режимом роботи системи; однією з рівновидностей цього методу є застосування змінної швидкості введення програми (або т. з. змінного масштабу часу) залежно від похибки СВ.

Прикладом двокоординатної С. п. к. є заданням програми у явній формі та з залежним введенням програми (аі змінною швидкістю введення програми) може бути С. п. к. копіювально-фрезерним верстатом (мал. 3). На столі верстата закріплено копир К (що дає собі програму роботи системи) і заготовку З. Відхилення з положення фрези Ф від положення копіювального пальця П перетворюється чутливо-перетворювальним елементом (давачем) ПЕ на сигнали x_1 і x_2 , які надходять на вхід слідувачів систем горизонтальної $СС_1$ (що П наз. задаючою) і вертикальної $СС_2$ (яку наз. слідувальною) подачі. Характеристика ПЕ має вигляд, показаний на мал. 3, б. Швидкість задаючої подачі v_1 не змінює знака і, отже, копир і заготовка переміщуються весь час в одному й тому самому напрямі, а швидкість слідувальної подачі v_2 змінює знак залежно від знака похибки z . Під час роботи системи в зоні АВ профіль заготовки З повторює (з похибкою, яка на переважну відраза АВ/2) профіль копіра.

С. п. к. широко застосовують у техніці для автоматизації технологічних процесів у машинобудуванні (верстат-автомат, автоматичні лінії, верстати в програмному керуванні), у металургії (горнича обробка матеріалів), енергетиці (системи введення на робочий режим різних агрегатів), хімії і т. д.

Лит.: Иващенко А. Г. Электронная И., 1957 [бiолoгp. с. 440—442]; Вуяганов А. А. Програмное управление металлургическими станками. М. Л., 1959 [бiолoгp. с. 125—126]; Шувалов Н. К. Системы программного регулирования, работающие на комбинированном принципе. Л., 1960 [бiолoгp. с. 72—78]; Андрейчинов В. И. Методы коррекции динамических ошибок в системах с программным управлением. Автоматика и телемеханика, 1962 т. 23, № 9.

Ю. В. Кривотрубо.
СИСТЕМА ПРОГРАМУВАННЯ — сукупність мов програмування, відповідних трансляторів і програм, що обслуговують систему користування цими мовами на певному устаткуванні.

СИСТЕМА ПРЯМОГО КЕРУВАННЯ — система автоматичного керування, вимірювальний елемент якої переміщує регульований орган безпосередньо, не використовуючи сторонніх джерел енергії, тобто система керування, в якій застосовано автоматичний регулятор без спеціального виконавчого механізму (сервомотора).

СИСТЕМА РІВНЯНЬ СПРЯЖЕНА — система рівнянь вигляду

$$\Phi_i(t) = \sum_{j=0}^n \frac{\partial f_j(x(t), u(t))}{\partial x_i} \Phi_j(t),$$

$$i = 1, \dots, n,$$

$$\Phi_0(t) = 0.$$

де Φ -ція $x(t)$ описує *фазові координати* об'єкта, Φ -ція $u(t)$ — допустиме керування (крапка над змінною означає диференціювання за часом), а Φ_1 — спряжені змінні. С. р. с. необхідні для формулювання *Політракіна принципу максимуму*.

СИСТЕМА РІВНЯНЬ У ВАРІАЦІЯХ — система диференціальних рівнянь, яка показує, як змінюється у першому наближенні траєкторія системи диференціальних рівнянь вигляду

$$\frac{dx}{dt} = f(x, t) \quad (1)$$

при малих змінах початкового значення $x(t_0) = x^0$. Тут x — n -вимірний вектор з компонентами x_i , $i = 1, \dots, n$, а $f(x, t)$ — n -вимірний вектор- Φ -ція з компонентами $f_i(x, t)$, $i = 1, \dots, n$. Якщо $x(t)$ — траєкторія системи (1), що відповідає початковому значенню x^0 , то траєкторію $y(t)$, що відповідає початковому значенню $y(t_0) = x^0 + \xi$ в першому наближенні можна виразити у вигляді $y(t) \approx x(t) + \delta x(t)$, де вектор $\delta x(t)$ задовольняє С. р. у в.

$$\frac{d\delta x_i}{dt} = \sum_{j=1}^n \frac{\partial f_i(x(t), t)}{\partial x_j} \delta x_j; \quad i = 1, \dots, n;$$

$$\delta x(t_0) = \xi.$$

В. М. Пшеничний.

СИСТЕМА ЧИСЛЕННЯ — сукупність способів позначення (записування) чисел. Найдосконалішими є позиційні С. ч., тобто системи позначення чисел, у яких значення кожної цифри в зображенні числа залежить від її місця (позиції) в послідовності цифр, що зображує число. Системи, які не мають цієї властивості (напр., римська С. ч.), наз. не-позиційними.

Позиційні С. ч. — результат тривалого істор. розвитку, що почався, очевидно, з виникнення т. з. одиничної С. ч., в якій для записування чисел застосовували тільки один вид знаків — «палічок». Кожне число в такій С. ч. позначали за допомогою рядка, складеного з паличок, кількість яких дорівнювала позначуваному числу. Набагато досконаліша єгипетська С. ч. (виникла в 2-й пол. 2—3 тис. до н. е.), яка була десятковою непозиційною. Для позначення чисел 1, 10, 10², 10³, 10⁴, 10⁵, 10⁶, 10⁷ у цій С. ч. застосовували спец. знаки (цифри). Числа в єгипетській С. ч. записували як комбінації цих цифр, у яких кожна цифра повторювалася не більше як 9 раз. В основі єгипетської С. ч. лежав принцип додавання, за яким значення числа дорівнює сумі значень цифр, що беруть участь у записуванні.

Єгипетський С. ч. аналогічна римська (непозиційна) система. У ній числа 1, 5, 10, 50, 100, 500 і 1000 прийнято позначати великими лат. літерами (цифрами) I, V, X, L, C, D і M. Числа в римській С. ч. позначають набором цифр, що стоять підряд. Значення числа до-

рівнює: 1) сумі значень цифр, якщо вони однакові; 2) різниці значень цифр, якщо зліва від більшої цифри стоїть менша (від значення більшої віднімають значення меншої); 3) сумі значень груп, якщо справа від групи цифр, що позначає більше число, стоїть група цифр, яка позначає менше число. Напр., запис MCMCLXXIV означає $M + (M - C) + L + X + X + (V - I) = 1974$. Ще досконалішими є алфавітні С. ч., в яких числа від 1 до 9, цілі кількості десятків (від 10 до 90) і цілі кількості сотень (від 100 до 900) позначали послідовними буквами алфавіту. До таких С. ч. належали іонійська (грецька), слов'янська та ін.

Перша відома нам С. ч., що ґрунтується на позиційному принципі, — шістдесяткова вавилонська С. ч. (виникла прибл. за 2 тис. років до н. е.). Цифри в цій С. ч. складалася із знаків двох видів, одним з яких позначали одиниці, а другим — десятки. Значення числа, в свою чергу, визначали аналогічно за значеннями цифр, в яких воно складалося, але вказували те, що цифри в кожному наступному розряді були в 60 раз більші від тієї самої цифри в попередньому розряді. Запис числа був неоднозначним, бо не було цифри для позначення нуля. Сліди вавілонської С. ч. збереглися й досі в способах вимірювання та записування величин кутів і часу.

Сучасна десяткова позиційна С. ч. виникла приблизно в 5 ст. н. е. в Індії. Позиційна та одинична С. ч. на відміну від інших С. ч. дають змогу записувати в принципі будь-які числа. У зв'язку з розвитком обчислювальної техніки практичного застосування набули позиційні С. ч. з основами, які відрізняються від десятк. До них належать: двійкова, асиміковна, дев'яткова, трійкова, шістнадцяткова С. ч. Елементи, що їх застосовують у більшості сучасних ЦОМ для представлення чисел, є двопозиційними (мають два стійкі стани), тому в багатьох ЦОМ числа представляють у двійковій С. ч. Один з можливих станів елемента ЦОМ відповідає нулеві, а другий — одиниці. Готуючи на бланках програми для таких ЦОМ, щоб скоротити довжину записів, можна застосовувати двійкову або шістнадцяткову С. ч. (це пов'язано з конструкцією вхідних перфораторів), бо тоді кожна пара (або відповідна четвірка двійкових цифр) замінюється одним символом. Існують і С. ч., що ґрунтуються на цілому нових принципах. Прикладом однієї з таких С. ч. є С. ч. з остачами, яку треба вважати за позиційну, бо значення цифр у ній залежить від їхнього місця в послідовності, що означає число. С. ч. остачами було розроблено для підвищення швидкості ЦОМ. У цій системі операції додавання, віднімання і множення виконуються як порозрядні операції.

Лит. Карцев М. А. Арифметичні пристрої електронних цифрових машин. М., 1958 [бібліогр. с. 157-158]. Криво А. И. Крилицкий Н. А. Электронные цифровые машины и программирование. М., 1961 [бібліогр. с. 567-568].

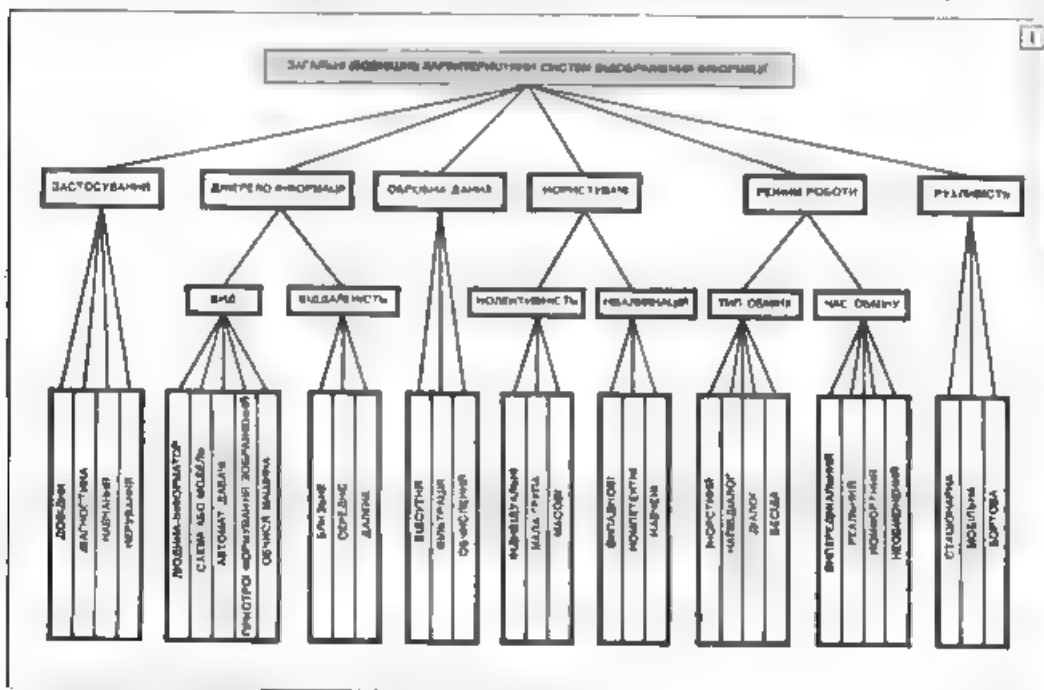
М. А. Крилицкий.

СИСТЕМИ ВІДОБРАЖЕННЯ ІНФОРМАЦІЇ сукупність технічних засобів, які забезпечують представлення даних для людей-операторів. Найчастіше дані відтворюються у візуальній формі, й до складу С. в. і. входять відповідні індикатори інформації та пристрої відображення інформації.

Перші С. в. і. з'явилися на початку 20 ст. в телефонії (ручні комутатори). Подальший розвиток С. в. і. пов'язаний зі зростанням складності й автоматизацією виробничих процесів, зі збільшенням зон обслуговування й централізацією, а для цього треба було розробити мнемонічні щити контролю й керування. На кінець 50-х років за габаритами й наскладністю приладами ці щити дедалі частіше перевершували інформаційні можливості людини-оператора. Поява АОМ і особливо ЦОМ, широке запровадження їх у сфері керування дослідженнями, виробництвом, транспортом і зв'язком, в тому ж у військовомандійні системи привело до злиття задач побудови пристроїв оперативного введення — введення інформації в машини й задач проектування щитів контролю й керування.

Класифікацію С. в. і. за загальними характеристиками можна подати на мал. 1. Зокрема, за застосуванням С. в. і.

схем або моделей (контрольно-перевірна апаратура), від автомат. давачів (складний експеримент), від пристрою формування зображень (фототелеграфних і телевізійних) і від обчисл. машин: за ступенем обробки даних — на С. в. і. без обробки (напр., індикатори температури), з фільтрацією (радіолокаційні системи) та з розвинутими обчислювальними (найчастіше на базі ЕОМ); за кількістю користувачів — на індивідуальні (приладова дошка цілота), групові (обладнання для прийняття адміністративних рішень) і масові (демонстраційні табло); за кваліфікацією користувачів — на С. в. і. для спеціалістів, компетентних і випадкових осіб; за типом обміну — на С. в. і. з одностороннім (напр., запит даних або передавання вказівок), двостороннім (діалоговим) або багатостороннім (що забезпечує розмову групи користувачів між собою і з машинною) обміном; за допустимим часом обміну — на С. в. і. без обмежень (напр., фіксуючі звіти показань), з комфортним часом (термінал для наукових обчислень) і з реальним часом (керування зі зворотним зв'язком); за умовами роботи — на стаціонарні (напр., щит керування хімікомбінатом), мобільні (пункт керування боем) і бортові (С. в. і. атомного підводного човна).



1. Загальні характеристики систем відображення інформації.

поділяють на довідкові (напр., розпис руху поїздів), діагностичні (індикатори збудованого контролю), навчальні (тренажери) й керуючі (пункт керування повітряним рухом); за джерелом інформації — на такі, що одержують дані від людей (напр., розвідки), від

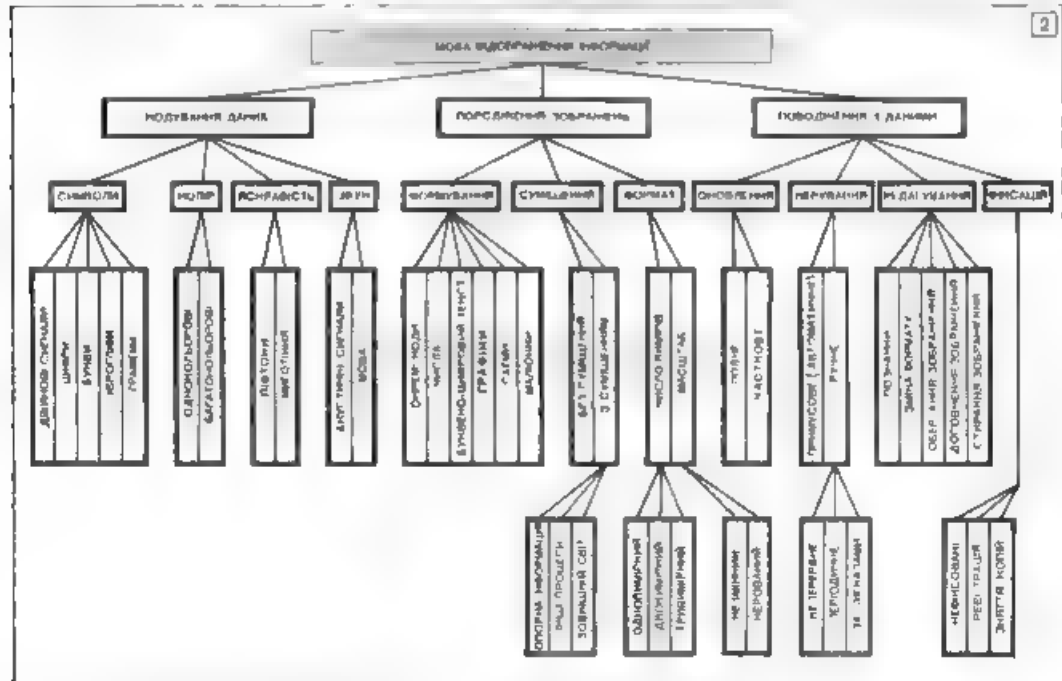
В інформаційні характеристики С. в. і. (мал. 2) включено властивості мов керування технологічними процесами — методи кодування, створення відображень і поводження з інформацією. При кодуванні даних як символи можна використовувати

лише двійкові сигнали, в міру ускладнення задач до них додають цифри, букви, ієрогліфи (сталі позначення явищ і подій, які часто трапляються) і графеми (елементи графічних зображень). Для кодування даних застосовують також колір, яскравість і звук. На базі цих зображувальних засобів можна формувати окремі коди, числа, буквено-цифровий текст, графіки, схеми й малюнки. Часто виникає потреба додатково сумішувати поточні дані з опорною інформацією (напр., організація даних у вигляді таблиць, нанесення координатної сітки на графіки, спрощення поточних даних з картою або глобусом), об'єднувати два зображувані процеси або сумішувати відображення з реальною панорамною (накладання буквено-цифрових текстів на переднє скло кабіни пілота). При цьому зображення може мати різний формат. Поводження з даними теж варіюється в широких межах і включає оновлення, редагування й фіксацію їх та керування ними. Напр., С. в. і. для адміністрації великої фірми має такі інформаційні характеристики: набір символів (цифри, букви (введення з ЕОМ *масивів*, таблиць та ін. записів), ієрогліфи (позначення типів обладнання, статей плану й бюджету і посад в організаційній

(учасників наради), у т. ч. глибоке редагування (нанесення міток, стирання й додавання даних). Особи, що готують інформацію, можуть додатково асувати зображення та змінювати їхній масштаб.

Найширше використовують С. в. і., оформлені як панелі та пульти — металеві конструкції, на яких жорстко розміщено елементи, найчастіше рядками й стовпчиками (мал. 3). Традиційні панелі та пульти мають істотні вади: їхні елементи неповністю поєднуються з фоном; опорну інформацію не можна вмиювати; С. в. і. є розгорнутою, займає на певному етапі дані захищають оперативне поле тощо. Багатьох цих вад не мають мозаїчні панелі та пульти (мал. 4) — компактної конструкції, в яких просто й швидко можна вибрати оперативне поле зі стандартних модулів. Типів модулів є від 5 до 20. Розробляють стандартні модулі для пасивних і активних мнемосхем, для приладових панелей, для індивідуального й вибіркового контролю, а постійно індукованою або в'язаною в міру потреби інформацією. Порівняно з традиційними мозаїчними панелями та пультами спрощують проектування й експлуатацію, але здорожують систему.

У традиційній й мозаїчній С. в. і. у вигляді



2. Інформаційні (мовні) характеристики систем відображення інформації.

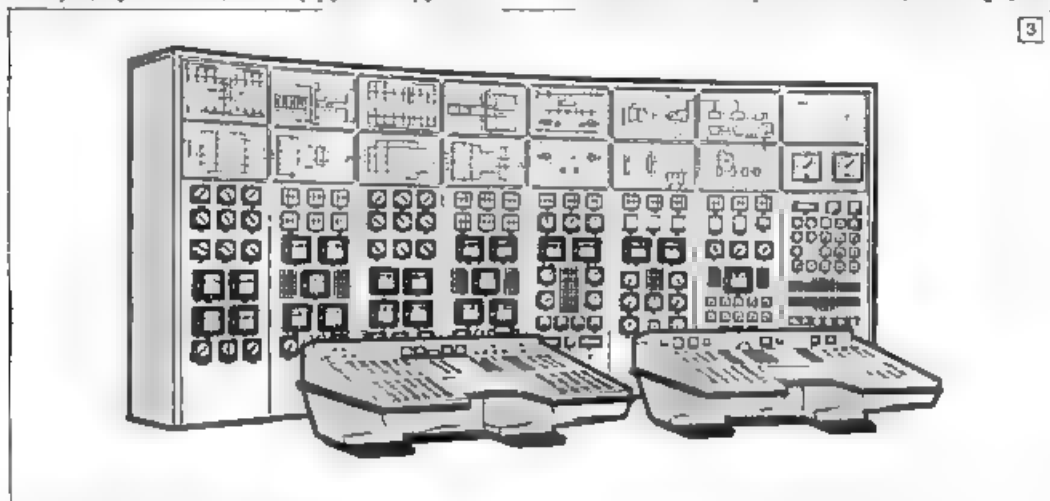
структурі), а також графеми (для побудови кругових і злісних діаграм, схем і графіків). С. в. і. виконують багатоколіровою, а мовним виведенням додаткових даних; передбачено повне оновлення інформації, керування нею за викликом кожного з адміністраторів

блоків дедалі частіше вводять типові пристрої введення та виведення інформації ЦОМ (алфавітно-цифрові друкувальні пристрої, графічні реєструючі й мікрофільмуєчі пристрої), а також пристрої неочного відображення на електроннопроменевих трубках ЕПТ).

Функції названих блоків безперервно розширюються, і в результаті цього С. в. і. дедалі більше стають периферійною частиною обчислювальних систем. З таких С. в. і. найбільший інтерес становлять багатоцільові, — які використовують ЕПТ, індикаторні лампи, клавіатуру і світловий вивід. Індикаторні лампи відображають досвідченість роботи С. в. і., сповіщають оператора про збої. Клавіатура служить для введення символів (функціональна група), виклику програм і заг. редагування даних (група керування).

С. в. і.: найпростіші з них об'єднують клавіатуру й друкувальний пристрій (термінал касира у великому банку), клавіатуру й мовне введення (передавання бібліографічної довідки з центра до місцевої бібліотеки телефо. лініями). Складніші термінали містять пристрій введення перфокарт і друкувальний пристрій (термінал плановика в АСУ виробництва); клавіатуру й ЕПТ (термінал учня в системі програмованого навчання).

Традиційні, мозаїчні, багатоцільові й принципові С. в. і. розвиваються, безперервно



3. Традиційний пульт керування

та розвитку системи (вільна група). Світловий олівець ідентифікує дані безпосередньо на екрані ЕПТ, дає змогу реалізувати тонке редагування й безпосереднє введення графічної інформації в машину. В разі значного віддалення від об'єктів системи й дистанційного передавання даних таку С. в. і. поповнюють буферним ЗП або навіть спец. процесором і наз. *терміналом*. Багатоцільову С. в. і. з успіхом застосовують у дослідженнях, проектуванні, конструюванні й моделюванні методами обчисл. графіки. Її розраховано на індивідуальних користувачів. При необхідності групової (колективної) взаємодії застосовують проєкційні пристрої відображення.

Щоб забезпечити універсальність застосування С. в. і. на основі розпізнавання мовних сигналів і синтезу мовних сигналів, необхідно додатково використати мовний обмін. Введення мови можливе поки що лише для обмеженого словника (10 - 50 слів) і визначеного кола операторів. Мовне виведення заздалегідь запрограмованої й закладеної в пам'ять машини інформації (у вигляді коренів слів, суфіксів, префіксів, а також правил сполучення їх) дає змогу одержати необхідну множинку повідомлень.

Розвиток обчислювальних систем, які працюють у режимі розподілу часу, привів до створення ряду терміналів для обміну різними абонентами з системою. Вони є своєрідними

планувачами одна на одну. Основою розробки сучас. С. в. і. є відображення даних у вигляді, зручному для сприймання й перероблення їх людиною. В міру досягання цієї мети поширюються застосування С. в. і.; в науці — людсько-машинне розв'язування теор. задач, проведення складних експериментів і обробка результатів їх, моделювання процесів; у нар. г-ні — інформування, конструювання, проектування й управління на виробництві, в архітектурі й будівництві, на транспорті й у зв'язку, в планових, адміністративних, складських і банківських системах; у громадському житті — програмоване навчання й медична діагностика. В міру розвитку систем інформаційного забезпечення й управління (галузевих, територіальних і національних) сфера застосовності С. в. і. значно розширюватиметься.

Ефективний вибір засобів для відображення інформації можливий тільки на базі системного підходу. При цьому, крім тех. засобів, до складу С. в. і. необхідно включати алгоритми й програми, які служать для підготовки інформації, та людей-операторів. Процес проєктування С. в. і. складається з виділення С. в. і. з великої системи контролю або керування й багаторівневого дослідження С. в. і. Для кожного рівня визначають (уточнюють) цілі С. в. і. й критерії оцінки досягнення цих цілей чи підділей; досягають

сом чекання можуть бути т. в. повні втрати: частина вимог залишає систему до того, як їх приймуть на обслуговування. Напр., швидкопсувні продукти, не реалізовані протягом заданого часу, бракують. У системах з обмеженням часом перебування частина вимог залишає систему до закінчення обслуговування, ці вимоги наз. частково втраченими. Напр., під час обробки радіолокаційної інформації в разі затримання початку обробки даного об'єкта (літака, супутника) за час перебування його в зоні дії радіолокатора параметри об'єкта можна визначити, але з точністю, нижчою за задану. Класичні системи масового обслуговування з чеканням і з втратами — це окремі випадки С. з ч. о.: для перших максимально допустимий час чекання й час перебування вимог дорівнюють безмежності, для останніх — допустимий час чекання дорівнює 0, а допустимий час перебування дорівнює ∞ .

Найважливішими характеристиками С. з ч. о. зі стаціонарними потоками випадковими на вході є: ймовірність повного обслуговування вимоги, ймовірність часткової втрати вимоги, ймовірність повної втрати вимоги, розподіл часу чекання вимоги, обслуженої цілком або частково. Найбільше вивчено однорідний С. з ч. о. в Пуассона потоком на вході. Поведінку таких систем описує однорідний марковський процес $\xi(t)$, який визначають так. Якщо в момент t прилад вільний, $\xi(t) = 0$; у протилежному разі $\xi(t)$ дорівнює часові від моменту t до того моменту, коли вимоги, які надійшли раніше за t , залишають систему (для систем з чеканням процес $\xi(t)$ в т. в. віртуальним часом чекання; якщо припустити, що в момент t в систему надійде вимога, то її час чекання становитиме $\xi(t)$). Припускають, що процес $\xi(t)$ має ергодичний розподіл (див. *Ергодична теорія*), функція розподілу, відповідна цьому розподілові, тобто $F(x) = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{\xi(t) \leq x\}$, має такий

вигляд. При $x > 0$ $F(x) = q + \int_0^x p(t) dt$,

де q — ймовірність незайнятого стану обслуговуючого приладу, $p(x)$ — ϕ -ція, яка задовольняє рівняння

$$p(x) - \lambda \int_0^x [1 - B(y)][1 - G(x-y, y)] \times \\ \times [1 - H(x-y)] p(y) dy = \\ = \lambda q [1 - G(x, 0)][1 - H(x)]$$

з умовою

$$q + \int_0^{\infty} p(x) dx = 1.$$

У цьому рівнянні λ означає інтенсивність вхідного потоку вимоги, $H(x)$ — ϕ -цію розподілу часу обслуговування, $B(x)$ — ϕ -цію розподілу максимально допустимого часу чекання вимоги, $G(x, y)$ — умовну ϕ -цію розпо-

ділу допустимого часу перебування вимоги в системі під час обслуговування її за умови, що час чекання початку обслуговування дорівнює y .

Найважливіші характеристики системи виражають через розв'язки наведеного *інтегрального рівняння* так. Ймовірність повної

втрати вимоги $\alpha_1 = \int_0^{\infty} B(x) dF(x)$; ймовір-

ність часткової втрати вимоги $\alpha_2 = \int_0^{\infty} [1 -$

$- B(y)] \int_0^{\infty} G(x, y) dH(y) dF(x)$; ϕ -ція роз-

поділу часу чекання вимоги, яку обслужено повністю

$$K(x) = \frac{1}{1 - \alpha_1 - \alpha_2} \int_0^x \left\{ \int_0^{\infty} [1 - G(x, y)] \times \right. \\ \left. \times dH(y) \right\} dF(x).$$

Багатолінійні С. з ч. о. з рекурентним вхідним потоком звичають за методом випадкового блукання в просторі, змирність якого на одиницю більша за кількість приладів. Їх аналітичні вирази характеристик систем з обмеженням часом чекання й обмеженням часом перебування вимог при Пуассонівському вхідному потоці й експоненціально розподіленому часі обслуговування. Загальніші задачі розв'язують чисельними методами (гол. чином, *Монте-Карло методом*).

Важливою властивістю С. з ч. о. є їхня стійкість. Якщо $\xi(t)$ — однорідний марковський процес, який описує поведінку системи, то стійкість означає, що будь-якому $\epsilon > 0$ можна поставити у відповідність обмежену множину A_ϵ так, що $P\{\xi(t) \in A_\epsilon\} > 1 - \epsilon$ при всіх $t > 0$. Нехай γ_y означає час заняття приладу вимогою, яка надійшла в момент, коли значення $\xi(t)$ дорівнює y . Якщо припустити, що вхідний потік є рекурентним, а система однолінійна, то умова, достатня для стійкості системи, полягає в тому, щоб справдилися такі дві співвідношення:

1) при $y > M$ $P\{\gamma_y < x\} > M(x)$, де $M(x)$ — ϕ -ція розподілу невід'ємної випадкової величини, яка задовольняє умову:

$\int_0^{\infty} x dM(x)$ є меншим за середній час між над-

ходженням вимог; 2) при $y < 0$

$$P\{\gamma_y < x\} >$$

$> N(x)$, де $N(x)$ — ϕ -ція розподілу якоїсь невід'ємної випадкової величини зі скінченним математичним сподіванням.

Окремий випадок С. з ч. о. досліджують методом однорідних марковських процесів зі станами 0, 1, 2, ... А саме, припустимо, що в n приладів, які обслуговують вимоги за експоненціальним законом з параметром μ ,

ймовірність появи виклику в інтервалі $(t, t + dt)$ за умови, що в момент t в системі наявні k викликів, дорівнює $\lambda_k dt$, допустимий час чекання початку обслуговування — експоненціально розподілена випадкова величина з параметром σ , не залежна від часу чекання. Тоді, якщо $n(t)$ — число виног у системі в момент t , то $n(t)$ — однорідний процес з невід'ємними цілочисловими значеннями й можливими стрибками однієї одиниці (т. з. процес розмноження й загибелі), причому

$$P\{n(t+dt) = k+1 | n(t) = k\} = \lambda_k dt;$$

$$P\{n(t+dt) = k-1 | n(t) = k\} = \\ = (\mu_k + m\sigma + \sigma\nu) dt$$

де $m = \min\{k, n\}$, $\nu = k - m$.

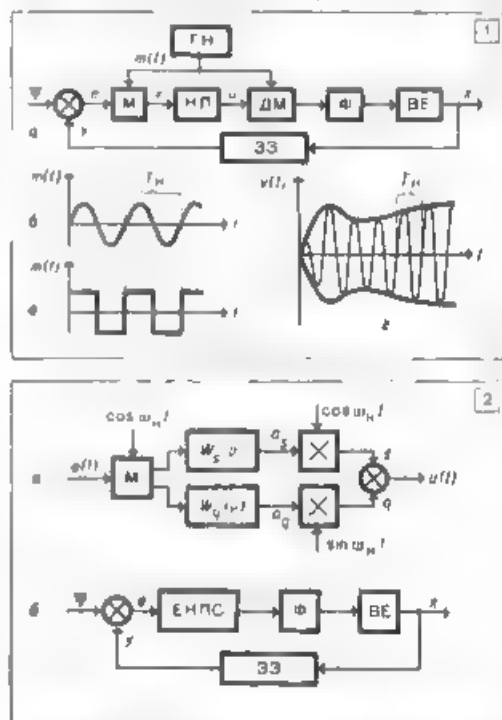
Лит., Гнеденко В. В., Коваленко И. Н. Введение в теорию массового обслуживания. М., 1966 [Бібліогр. с. 421—428]. Бродяк М. Марченко И. И., Мельник Ю. И. Некоторые характеристики систем массового обслуживания с ограничением. «Сложные системы в моделировании», 1969, в. 2. Ойчаров А. А. Прикладные задачи теории массового обслуживания. М., 1970 [Бібліогр. с. 322]. Коваленко И. Н., Юркович О. М. Новые результаты в теории систем массового обслуживания с ограничением. «Теория вероятностей и математическая статистика», 1970, в. 2. Daley D. J. General customer precedence in the queue $G|G|1$. «Journal of applied probability», 1965, в. 2, № 1.

СИСТЕМИ КЕРУВАННЯ НА ЗМІННОМУ СТРУМІ — автоматичні системи, до складу яких входять елементи, що перетворюють електричні сигнали постійного струму на амплітудно-модульовані сигнали змінного струму і навпаки. Сигнал змінного струму, амплітуда якого пропорційна сигналом постійного струму, наз. сигналом несучої частоти.

До блок-схеми типової С. к. на з. с. (мал. 1, а) входять: генератор несучої (ГН), модулятор (М), що перетворює сигнал похибки e постійного струму на амплітудно-модульований сигнал несучої частоти, відсилають змінного струму в коректуючий пристрій (КП), фазочутливий демодулятор (ДМ), що перетворює сигнал змінного струму на постійний, фільтр (Ф), необхідний для гашення пульсацій демодульованого сигналу, і пристрій на постійному струмі — виконавчий елемент (ВЕ) і зворотний зв'язок (ЗЗ). Часто як ГН використовують мережу змінного струму (50 чи 400 Гц); М і ДМ виконують у вигляді або електронної схеми, або електро-мех. пристрою. Коли їх виконують у вигляді електро-мех. пристрою, як М використовують вибродетермувач або сельсин-трансформатор, а функції ДМ, Ф та ВЕ суміщує двигун змінного струму, який через це найчастіше й використовують на практиці. Напруга несучої частоти може бути або гармонічна (мал. 1, б), або прямокутна (мал. 1, в). Оскільки М здійснює амплітудну модуляцію, то сигнал на його виході в найпростішому випадку можна представити у вигляді $v(t) = e(t) \cos \omega_n t$ (мал. 1, з), де ω_n — несуча частота, $T_n = 2\pi/\omega_n$ — період сигналу несучої частоти. Звідси випливає, що інформація

про сигнал похибки в амплітудно-модульованій напрузі несучої частоти міститься в обвідній шібі напруги. Під час проходження амплітудно-модульованого сигналу через лінійну ланку КП з передавальною функцією $W_1(p)$ на її виході виникає сигнал u , що складається з синфазної e і квадратурної q складових.

Складові e змінюються в часі синфазно напрузі несучої частоти, а фаза складової q відривається від фази складової e на 90° , тому їхні обвідні e_s і e_q можна виділити за допомогою демодуляції опорними сигналами



1. Система керування на змінному струмі: а — блок-схема; б, в — форми сигналів несучої частоти; г — форма сигналів, модульованих за амплітудою.
2. Еквівалентні блок-схеми: а — пристрій з амплітудною модуляцією; б — системи керування на змінному струмі.

$\cos \omega_n t$ і $\sin \omega_n t$ відповідно (мал. 2, а). Якщо процес в системі є таким, що найвища частота Ω сигналу $e(t)$ (частота обвідної) набагато менша за несучу частоту, тобто $\Omega \ll \omega_n$, то зв'язок між сигналом $e(t)$ і амплітудами синфазної e_s й квадратурної e_q складових можна окarakterизувати передавальними функціями за обвідними синфазної $W_1(p)$ й квадратурної $W_2(p)$ складових, тобто

$$W_1(p) = \frac{1}{2} [W_1(p + j\omega_n) + W_1(p - j\omega_n)];$$

$$W_2(p) = \frac{1}{2j} [W_1(p + j\omega_n) - W_1(p - j\omega_n)].$$

Як правило, ДМ виділяє синфазну складову, пригнічуючи при цьому квадратурну. Тому, коли використовують передавальну фікцію на обвідній $W_1(p)$, весь тракт $M - КП - ДМ$ можна при розрахунках замінити еквівалентним колом постійного струму ЕКПС (мал. 2, б) з передавальною фікцією $W_2(p)$. В інженерних розрахунках такий опис вважають правильним, якщо дотримано умови $\Omega/\omega_m < 0,15$, а це має місце, коли пристрої, які працюють на постійному струмі (пола трактом $M - КП - ДМ$) являють собою низькочастотний фільтр, що пригнічує пульсації демодульованої напруги. Разом з тим, коли як ДМ, Ф і ВЕ використовують двигун змінного струму, то наявність квадратурної складової спричиняє додаткове нагрівання обмоток машин, а в інших випадках — наведення підсилювачів, уламків на виході КП, тому квадратурну складову треба враховувати під час розрахунків. Для зменшення квадратурної складової, напр., застосовують фазозсувні пристрої кола змінного струму КП або здійснюють фазовий зсув між опорними напругами модулятора й демодулятора, який компенсує фазовий зсув, що його вносять пристрої в кола змінного струму між модулятором і демодулятором. Коли як $m(t)$ використовують періодичний сигнал прямокутної форми, зазначені співвідношення правильні й для цього випадку, але під a_1 і a_2 тут розуміють амплітуди перших гармонік сигналів на виході КП. Коли умови $\Omega/\omega_m < 0,15$ не дотримано і частота обвідної сумірна з несучою частотою, описувати тракт $M - КП - ДМ$ за допомогою ЕКПС неправомірно. Тоді С. п. на з. с. слід розглядати як систему з періодично змінними параметрами і для її аналізу слід використовувати апарат теорії систем з періодичними коефіцієнтами.

Найпоширенішим методом дослідження таких систем є метод Хілла, пов'язаний з побудовою нескінченного визначника Хілла, центр член якого дорівнює $1 + W_1(p)W(p)$, де $W(p)$ — передавальна функція послідовного з'єднання всіх пристроїв постійного струму, а решта членів є функціями від $W_1[p \pm k\omega_m]$, $W[p \pm k\omega_m]$, $k = 0, 1, 2, \dots, \infty$, і означають проходження найвищих гармонік сигналу несучої частоти через С. п. на з. с. Якщо дотримано умови низькочастотності обвідної, то центр. член набгато більший за решту всіх елементів визначника Хілла і правильним є метод заміни тракту $M - ДМ$ колом постійного струму. Як правило, у вигляді С. п. на з. с. виконують більшість праладних *співвіднощ систем* і малопотужних *садижущих приводів*.

Дит. Куракин К. И. Следствие системы малой мощности. М., 1965 (библиогр. с. 336—400); Теория автоматического регулирования, изд. 2. М., 1967 (библиогр. с. 653—676).

СИСТЕМНЕ ПРОЕКТУВАННЯ ЦОМ — один з етапів проектування ЦОМ. Див. *Адаптація проектування ЦОМ*.

СИСТЕМНИЙ ПІДХІД — поняття, що підкреслює значення комплексності, широти охоплення і ціткої організації в дослідженні, проектуванні й плануванні. С. п. пов'язують з розв'язком напружів побудови й вивчення формальних та абстрактних систем і *систем аналітичної теорії*. У заг. теорії систем С. п. часамперед означає термінологічну адність різних прикладних наук і наук, напрямів. Ставлячи за мету класифікувати формальні системи — за структурою множин і якісними відмінностями множин, їхніх елементів та відношень, що зв'язують ці елементи і множини в систему — заг. теорія систем прагне виробити таку мову й поняття, які можна було б легко перекладати на мову конкретних пропозицій і за допомогою яких можна було б відносити системи, що їх вивчають чи проектують, до того чи іншого класу формальних систем, тим самим уже на цій стадії виявляючи ізоморфізми між системами. Виконання програми заг. теорії систем створило б необхідні передумови для перенесення результатів і відкриттів в одних галузях знань на інші галузі суто формально (і на основі застосування обчисл. машин) на різні انواع систем і уявлень. Труднощі розвитку теорії систем виявляються вже з самого початку, бо на цій стадії вона має справу з ще невизначеними категоріями філософського рівня. Але ж така програма заг. теорії систем давно вже реалізується в мовах математики і теорії у природничих науках, що означає певні класи формальних систем.

У плані дослідження, проектування й планування реальних тех. і організаційних систем (організацій) С. п. звертає увагу на недостатність, а часто й на шкідливість суто локальних рішень, які одержують, охоплюючи лише невелику кількість істотних факторів. За високого рівня спеціалізації й координації та глибокої інтегрованості виробничих, інформаційних і соціальних процесів, траплялося, що праймади неадекватні й соціально небезпечні рішення не лише не, а через те, що бракувало інформації для прийняття правильних рішень (побудова структури управління г-вом, забруднення атмосфери, гідросфери тощо). С. п. в цьому аспекті наголошує на потребі зважати передусім на соціально-економічні, екологічні та інші фактори, особливо під час створення чи зміни організаційних систем. С. п. спирається на відомий діалектичний закон взаємозв'язку і взаємозумовленості явищ у світі й суспільстві, вимагаючи розглядати явища і об'єкти, що вивчаються, не лише як самостійну систему, а й як підсистему якоїсь більшої системи (відносно до якої дану систему не можна розглядати як замкнену). С. п. вимагає прослідкувати якомога більшу кількість зв'язків (не тільки внутрішніх, а й зовнішніх), щоб не обминути справді істотних зв'язків та факторів і оцінити їхню ефективність.

Дуже важливим для С. п. є розуміння того, що система — це не просто сукупність її частин. Звідси й заперечення елементариз-

му — підходу, який неправильно орієнтує на простий синтез систем з її елементів, на просте об'єднання, еспісізування елементів. Практично С. п. — це системне охоплення, системні уявлення, системна організація досліджень. Системне охоплення потребує всебічного розгляду проблеми, у розробці якої беруть участь спеціалісти різних професій і профілів. Системного уявлення досягають побудовою, як правило, єдиної моделі явищ і об'єктів, що їх вивчають, або знакової (у науковому розумінні), або реалізованої технічно, або як натуральний експеримент. Системна організація означає безперервне планування й керування розробкою за допомогою найсучасніших методів координації робіт (напр., програмного керування і сіткового планування).

Літ. Блауберг Н. В., Садовський В. М., Юдін Э. Г. Системний підход допроблематики, трудності М. 1963. Проблеми методології системного дослідження М. 197. Гуд Г. Х., Макнал Р. В. Системотехніка. Введення в проектування великих систем. Пер. з англ. М. 1962. Общая теория систем. Пер. с англ. М., 1964. Основания по общей теории систем. М., 1969.

Ю. Е. Антимова, В. В. Штурба.

СИСТЕМОТЕХНІКА — напрям у кібернетичі, що вивчає питання планування, проектування, конструювання й поведінки складних інформаційних систем, основу яких становлять універсальні засоби перетворення інформації — електронні обчислювальні машини. Термін «системотехніка» виник у 60-х рр. 20 ст. у зв'язку з розвитком атомних тислованих систем управління підприємством і галузями нар. г-ва.

С. застосовують в автоматизації проектування, автоматизації складних науково-експериментальних робіт, автоматизації управління виробн., галузями пром-сті й економі. процесами, автоматизації адміністративної праці тощо (див. *Автоматизована система обробки експериментальних даних*, *Автоматизація проектування ЦОМ*). С. є прикладною наук. галуззю, теор. основу якої становить *система загальної теорії (СЗТ)*. Вона використовує засоби й методи СЗТ, зокрема, метод синтезу складних цілеспрямованих систем, які штучно організовує людина — метод системного проектування. Системне проектування, як і СЗТ в цілому, охоплює різні галузі науки й техніки. Щоб відобразити специфіку окремих класів систем, вводять додаткові характеристики, які уточнюють сферу застосування цього методу. Зокрема, термін «системотехніка» використовують відносно до того напрямку системного проектування, який пов'язаний з розробкою і дослідженням автоматизованих систем обробки даних. Такі системи як предмет вивчення С. за їхнім функціональним призначенням поділяють на кілька класів. Інформаційно-вимірні й вимірні системи призначені для збирання, індикації й систематизації даних та для інформування споживача про хід досліджуваного процесу за графіком або при виході значень параметрів за встановлені межі. Інформаційно-довідкові

системи — системи для автоматизації пошуку необхідних відомостей у масивах систематизованих даних відповідно до запитів, формульованих спец. мовою. Інформаційно-моделюючі системи — системи для моделювання, прогнозування й планування розвитку процесу, який вивчають, на основі наявних даних. Інформаційно-керуючі системи призначені для формування оптим. програм використання оперативних ресурсів для досягнення цілей, поставлених в результаті планування.

Системи розгляданого класу складаються з таких осн. частин: тех. комплексу, матем. апарату й обслуговуючого персоналу. До складу тех. комплексу входять одна або кілька обчисл. машин, периферійне обладнання різного призначення; давачі вимірних величин, засоби передавання даних, апаратура сигналізації, індикації, диспетчеризації, засоби відображення результатів обробки й ситуації. Матем. апарат включає загальне матем. забезпечення системи, *математичне забезпечення ЦОМ*, інструкції, схеми та іншу документацію. Персонал, що обслуговує систему, забезпечує нормальний режим її функціонування й дальший розвиток цієї системи.

Хоч С., як і системне проектування загалом, використовує досягнення різних наук, у ній вироблено й свій, т. з. *системний підхід*. Цей підхід відрізняється від традиційного підходу тим, що передбачає розчленування об'єкта, який вивчають, на складові елементи і визначення поведінки складного об'єкта як результату об'єднання властивостей його складових частин. Системний підхід передбачає принцип цілісності проектуваного об'єкта, тобто принцип дослідження його властивостей як єдиного цілого, єдиної системи. Цей принцип виходить з того, що ціле має такі якості, яких немає в його частин. Цілісність цих якостей ціле, власне, й відрізняється від своїх частин. Щоб було максимально використано якість цілісності, системний підхід вимагає безперервної інтеграції уявлень про систему з різних точок зору на кожному етапі її створення, підпорядкування окремих цілей заг. меті системи. Цей підхід виявляється в деяких заг. принципах проектування систем, з яких виходять їхні творці.

Головним фундаментальним принципом С. є принцип максимуму ефективності, точніше максимуму її *математичного сподівання*. Критерієм ефективності є співвідношення або різниці між показниками цінності результатів, які одержують у процесі функціонування системи, і показником затрат на її створення. Визначаючи показники цінності С., виходять з таких двох теоретично доведених положень: по-перше, *ф-ція цінності існує*; по-друге, функція цінності обмежена за своєю величиною. Ці положення роблять правомірною постановку питання про кількісне визначення показника ефективності в кожному окремому випадку проектування системи.

Визначають цей показник найчастіше методами *операцій дослідження*, що кількісно

обґрунтовують вибір способу організації системи прийняття рішень, спрямованих на досягнення певної мети. Дослідження операцій дає деякі методи розв'язування багатокритеріальності проблеми. Складність задачі визначення показника ефективності зумовлена, зокрема, тим, що він впливає на задачі системи вищого рівня і задається нею. Через це конструктор конкретної системи повинен добре орієнтуватися в проблемі вищого рангу, ніж та, яку розглядаємо, правильно оцінювати результати виконаної роботи. На етапі формулювання критерію ефективності необхідно в тісна співпраця з замовником системи. Існує кілька методів для оцінки ефективності: метод аналогів, експертних оцінок метод, метод припусків, метод розрахунків, метод моделювання математичного та ін. Найточнішим з них є метод матем. моделювання, тому його широко застосовують у практиці системотех. досліджень.

С. має справу з великими системами, в яких, крім матеріальних, тех. і енерг. факторів, значне місце посідає інформаційний фактор, питомо вага якого зростає зі зростанням масштабу системи. Через те, проектуючи систему, осн. увагу приділяють інформаційному аспектові, і він стає визначальним щодо інших. У зв'язку з цим показники ефективності системи часто відносять до інформації, використовуючи терміни «цінність інформації» і «вартість інформації». Під інформацією розуміють невідомі раніше одержувані відомості, що поповнюють його знання, уточнюють припущення і зміцнюють його переконання. Інформація, що міститься в даних, береться з них у ході обробки і спонукає одержувача до певної поведінки. Цінність інформації залежить від точності, своєчасності, повноти, відповідності розглядаваному питанню (релевантності), активності сприймання. Якість активного сприймання стосується способу подання даних, який має сприяти прийняттю правильних і своєчасних рішень. Ця сторона С. становить предмет асіології інженерної науки про ефективність взаємодії людини й машини. За допомогою принципу ефективності можна сформулювати осн. метод проектування систем. Цей метод полягає в тому, що одній системі поділяють на окремі частини за функціональною ознакою, встановлюють можливі варіанти реалізації цих частин, зв'язків між ними і на заданій множині варіантів обирають структуру системи, що відповідає вимогам максимуму матем. сподівання ефективності. У цьому разі принципове значення має встановлення зв'язків (відношень) між частинами системи, тому С. можна визначити, як науку про керування зв'язками (відношеннями).

Процес поділу систем на частини (*мідисистеми*) виконується відповідно до *декларації методу* і належить до області С. В результаті цього поділу одержують певну ієрархічну структуру, дерево системи, що показує підпорядкування її частин. Такий поділ може бути довільним, і його використовують як

спосіб подолання труднощів, пов'язаних зі збиранням і обробкою інформації. Але його треба здійснювати на основі принципу ефективності.

Принцип узгодження (субоптимізації) окремих (локальних) критеріїв ефективності один з одним і з загальним (глобальним) критерієм стверджує, що для опт. функціонування системи в цілому не обов'язково треба оптимізувати роботу кожної її підсистеми. Для досягнення заг. мети треба узгодити між собою критерії ефективності кожної підсистеми (при цьому задані критерії можуть не збігатися з локальними оптимумами). У зв'язку з цим, поліпшення роботи однієї підсистеми, не узгоджене з загальносистемною плані, може призвести до зниження ефективності системи в цілому. Принцип узгодження окремих критеріїв ефективності з одним з найважливіших висновків системного підходу в роботі над створенням систем.

Із заг. принципу ефективності випливають принципи оптимуму автоматизації і принципу централізації інформації. З принципу оптимуму автоматизації випливає, що не всі задачі, особливо для окремих випадків, треба розв'язувати автоматично. Рівень автоматизації обґрунтовують, виходячи з критерію ефективності. Принцип централізації інформації полягає в тому, що система управління й прийняття рішень ефективна тільки тоді, коли інформацію збирають, зберігають і обробляють централізовано, на основі єдиних масивів, єдиного «банку даних».

Системний підхід виявляється не тільки тоді, коли проектують систему, а й тоді, коли планують послідовність робіт, конструюють елементи, організовують її експлуатацію тощо. Створення системи, складного людино-машинного комплексу — тривалий, багатостадійний процес, організація якого багато в чому визначає цінність добутих кінцевих результатів (див. *Система калідина — машина*). У С. сформульовано найдоцільніший порядок виконання осн. етапів робіт. На 1-му етапі провадять загальне, всебічне дослідження проблеми, формулюють цілі створення системи, визначають критерії її ефективності, встановлюють осн. завдання. Наслідком 1-го етапу має бути певна загальна концепція системи, уявлення про ідеально організований процес. 2-й етап — етап розробки алгоритм. моделей процесів, що відбуваються в системі. Тут важливе значення мають методи побудови моделей і моли моделювання. Осн. увагу приділяють визначенню складу алгоритмів і мови описування моделей, бо від цього багато в чому залежить ефективність усієї системи. Модель будують для системи в цілому, а не для її частин. Це принципова вимога, якої С. неухильно дотримується. 3-й етап пов'язаний з побудовою схем інформаційного забезпечення і системи в цілому, і осіб, що приймають рішення. На цьому етапі важливу роль відіграє правильна організація документообороту. Схема руху документів, їхній зміст є очевидним, відчутним

втіленням алгоритм. моделі, оптимальної для даної системи. С. ставить це питання саме так, що для створення системи треба будувати свої оптим. алгоритми, моделі, а не переносити їх із старої системи. На 2 і 3-му етапі, як правило, здійснюють принципи централізації інформації (створюють єдину інформаційну базу, єдиний банк даних), узгоджують окремі й загальний критерії ефективності, принцип взаємозв'язаності завдань управління, принцип стійкості осн. структури, що полягає в можливості дальшого розвитку її в певних межах, удосконалюють систему. 4-й етап — етап вибору оптим. структури системи. Тут особливого значення набуває принцип підпорядкування окремих інтересів підсистем завданням досить заг. мети створення системи. На 4-му етапі відбувається узгодження схеми інформаційного забезпечення з можливостями тех. засобів.

На 5-тому, завершальному етапі здійснюють детальну розробку системи на базі прийнятої структури: уточнюють схему інформаційного забезпечення, проектують машини, вибирають спосіб організації обчисл. процесів (див. *Обчислювальні роботи методи організації*), створюють матем. забезпечення, монтують обладнання. Цей етап пов'язаний з перепідготовкою кадрів, перебудовою організаційної структури апарату управління, впровадженням і освоєнням системи в цілому. На цьому етапі послідовно проводять у життя принципи блокувості, який означає, що система з технічній і програмній частинках має складатися з блоків, які відповідають вимогам типізації й стандартизації. Велику увагу приділяють забезпеченню надійності функціонування системи, проблемам побудови надійної системи з ненадійних елементів. Особливо ретельно розглядають питання про збереженість масивів даних, реалізують принципи невиключуваності масивів, який полягає в гарантії цілковитої збереженості інформації при порушеннях у роботі системи.

Лит Гуд Г. Х., Мамов Р. З. Системотехніка. Введення в структурне будівництво систем. Пер. с англ. М., 1982; Грегори Р., Ван Гори Р. Система автоматичної обробки даних. Пер. с англ. М., 1985; Исследования по общей теории систем. М., 1989. Справочник по системотехнике. Пер. с англ. М., 1978. 8. І. Скурин.

СІДЛОВІ ТОЧКИ ситуації (a^*, b^*) в ігровій екстенсивній грі з єдиною функцією $H(a, b)$, для яких виконується подвійна нерівність $H(a, b^*) \leq H(a^*, b^*) \leq H(a^*, b)$ для всіх стратегій a гравця A та всіх стратегій b гравця B . Якщо уявити, що вісь b паралельна гірському хребтові, а вісь a перпендикулярна до нього, то С. т. відповідатиме перевалові через хребет. Гра приходить до С. т., якщо гравці дотримуються *максиміну* принципу.

Це саме поняття С. т. використовують і в теорії програмування математичного та в теорії ігор диференціальних. М. М. Воробієв «SİMENSC» (Siemens Aktiengesellschaft) — західнонімецький електротехнічний концерн. Заснований 1847, з середини 50-х років 20 ст. розробляє ЕОМ. Випускає обчислювальні ма-

шини 3-го покоління «Siemens 4004» і для керування виробничими процесами — сімейства «Siemens 300».

«SİPIYSC» — система розмовного програмування для розв'язування широкого класу задач з аналітичними перетвореннями в комплексі зі звичайними обчисленнями. Складається з двох частин: системи з однобійними вхідними мовами і транслятор запису інтерпретуючого типу для машини «М-220», проте ця мова й принципи побудови системи незалежні від конкретної машини. Систему розроблено в СРСР 1970.

Предметна сфера вхідної мови охоплює більшість об'єктів матем. аналізу: дійсні й комплексні числа, вектори й матриці з аналітичними компонентами, функції, оператори Σ , Π , S , Δ , Π т, шах, шлі тощо. У вхідній мові є символ «ос», і це дає змогу природно використовувати суми, інтеграли з нескінченними границями, оператори граничного переходу і т. ін. Виявлення ситуацій типу ділення на нуль й верифікація розрядної сітки, які звичайно спричиняють переривання при виконанні програми, в системі «С.» приводять до появи символу «ос». Система дає змогу виконувати такі перетворення: розкривання дужок, введення подібних членів, спрощування аналітичних виразів, розвинення в ряди, заміна змінних і підстановки одних виразів в інші, розв'язування рівнянь у буквеному вигляді, розкладання на множники, аналітичні операції над матрицями й векторами і т. д.

Програма вхідною мовою складається з послідовності формул, виразів, рівнянь і принципів, що являють собою російські речення у формі наказового способу. Приклад програми

«Програма призначена для розв'язання заданої функції $f(x)$ у ряд Тейлора за степенями x — a до члена, в якому x — a в заданому степені la (1) $\psi(x) = \sum (x - a)^n \cdot f(x) / n! \times \dots$
1) ВВЕСТИ $f(x)$, a , la .
2) ОБЧИСЛИТИ $\psi(x)$. РЕЗУЛЬТАТ ВИБЕСТИ КІНЕЦЬ.

Тут символ \dagger позначає операцію піднесення до степеня, символ \dagger — оператор підстановки. Решта позначень відповідають прийнятим у математиці.

При розв'язуванні задачі можливий багаторазовий обмін інформацією між людиною й машиною, тобто «розмова» людини з машиною (тому система й називається розмовною). Лит. Аксельрод І. Р., Белоус І. Ф. Вхідною мовою системи автоматичного програмування SİPIYSC. Х., 1969.

І. Р. Аксельрод, І. Ф. Белоус.

СІТКА З НЕЙРОННИХ ЕЛЕМЕНТІВ — див. *Нейронні сітки, Логіка порогова*.

СІТКА ЛОГІЧНА математична схема, що адекватно описує будову й роботу реальних (технічних і біологічних) пристроїв, привнесених для синхронної переробки дискретної інформації. С. л. являє собою певну сукупність елементів, з'єднаних один з одним за певними правилами. Елементом С. л. є *авто-*

має із скінченним числом входів і виходів. Кожен окремий елемент є С. л., входами й виходами якої будуть відповідно входи й виходи елемента. Ототожнювання (з'єднування) будь-якого числа входів С. л. приводить знову до С. л., П входами є всі не ототоженні входи і вхід, що відповідає ототожненню, а виходами — всі виходи першої С. л. Об'єднування двох С. л. або приєднування входу однієї С. л. до входу іншої дає знову С. л. В разі об'єднання двох С. л., входами і виходами одержаної С. л. будуть усі входи й, відповідно, виходи перших С. л. Якщо приєднати вихід однієї С. л. до входу іншої, виходами будуть усі входи першої С. л. і не ототоженні входи другої С. л., а виходами будуть усі виходи перших С. л. Побудовані так С. л. іноді наз. суперпозиційними першими С. л., а описані правила — операціями суперпозиції або операціями композиції (див. *Алгоритми композиції*). Якщо в першому наборі є такі елементи, деякі виходи яких із внутрішньої точки зору з часом залежать від входів, то застосовується ще одне правило (операція) побудови С. л. — зворотний зв'язок. Будь-який такий вихід елемента С. л. дозволяється ототожнювати з будь-яким входом цієї С. л. В результаті одержується С. л., виходами якої є всі входи першої С. л., крім ототожнених, а виходами — всі виходи першої С. л. Прикладом елемента, вихід якого з часом залежить від входів, може бути т. з. елемент однієї затримки — значення його виходу в такт $t + 1$ дорівнює значенню його входу в такт t . Припускаючи дискретність часу, вважають, що кожний вхід і вихід кожного елемента С. л. в будь-який момент $t = 0, 1, 2$ можуть бути в одному із скінченного числа станів, причому, якщо деякі входи елементів ототоженні, то в кожний момент вони перебувають в однакових станах, і ототоженні входи і виходи елементів поводять себе аналогічно. Кожному елементу відповідає своє автоматне відображення (див. *Оператор автоматний*) і тими самими значеннями входів С. л. в кожний момент однозначно визначають стани всіх входів і виходів усіх елементів С. л., а також внутрішні стани елементів у наступний момент. Оскільки жодна С. л. задає певне відображення послідовностей станів входів С. л. в послідовності станів її виходів. Це відображення є автоматним. Кажуть, що С. л. реалізує це автоматне відображення.

Окремим випадком С. л. є сітка з функціональними елементами і нервові сітки (див. *Нейронні сітки*). Сітка з функціональних елементів будується з автоматів без пам'яті за допомогою операцій суперпозиції. Іноді поняття сітки з функціональних елементів розглядають ширше, допускаючи елементи з пам'яттю (звичайно, не надто складні, наприклад елементи однієї затримки або деякого роду тригери). У цьому разі застосовують також правило зворотного зв'язку. Оскільки поняття простоти елемента чітко не визначено, то поняття сітки з функціональних елементів

іноді вживається як синонім поняття С. л. Спочатку поняття С. л. було запроваджено для сіток, побудованих з елементів, що реалізують функції алгебри логіки, та з елементів однієї затримки. Першою сіткою будуються з т. з. формальних нейронів — пристроїв із скінченним числом вхідних каналів і одним вихідним каналом. На кожен з каналів у дискретні моменти часу надходить одне із значень, а саме: «1» (збуджено) або «0» (не збуджено). Кожному вхідному каналу i ($i = 1, \dots, n$) приписано певне дійсне число r_i — вагу канала. Канал наз. збуджувальним, якщо ця вага додатна, і гальмівним, якщо вага від'ємна. Для нейрона вказано певне число λ — поріг збудження. Нейрон збуджується в такт $t + 1$, якщо $\sum_{i=1}^n x_i(t) \cdot r_i \geq$

λ , де $x_i(t)$ — значення, яке надійшло на вхідний канал номера i в такт t , і не збуджується в протилежному разі. Збуджений нейрон видає на виході «1», не збуджений — «0». Правила побудови нервових сіток ті ж самі, що й для С. л. Існують різні узагальнення С. л., одержані внаслідок розширення поняття функціонування елемента і С. л. та зміни операцій над С. л.

Див. Корнієвський Н. Е., Трахтен-бродь А. Внутрішні теорії нервових автоматів. М. 1962 (1963), пер. з англ. 402 с. Автоматы. Пер. с англ. М., 1950, Барис А., Райт Дж. Теория логических сетей. В кн. Кибернетический сборник. М. М. 1962, М. 1. Кратко В. В. Нервные, СІТКІВКА в розпізнаванні образів — набір світлочутливих елементів, на який проєктуються оптичне зображення для перетворення його на електричні сигнали. Ці сигнали використовують як координати точки в просторі зображень. У чималому автоматизованому вигляді матриці фотодіодів, фотоелементів або іа, світлочутливих приладів, що заповнюють ділянку якоїсь (найчастіше плоскої) поверхні. Через скінченність розмірів та обмеженість роздільної здатності цих приладів С. характеризуються параметрами дискретизації зображень і дискретизації зображень. Функції С. може виконувати й растр, створюваний за допомогою електроннопроменевої трубки. С. у розпізнавальних пристроях названо так за аналогією до С. ока. Д. О. Святослав

СІТКОВА ЗАДАЧА, задача на мережі — модель математична оптимального планування перевезень однорідних вантажів транспортною мережею. Нехай в якихось пунктах (пунктах відправлення) перебуває однорідний вантаж, який необхідно перевезти в інші пункти (пункти призначення). Пункти відправлення зв'язані з пунктами призначення транспортною мережею. Треба спланувати перевезення вантажу цією мережею так, щоб сумарні транспортні витрати були мінімальними.

Нехай i -му пункту ($i = 1, \dots, n$) віднесемо число a_i , де $\sum_{i=1}^n a_i = 0$. Якщо $a_i > 0$, то

пункт і є пунктом відправлення (постачальником) вантажу, і в ньому є d_i одиниць вантажу. Якщо $d_i < 0$, то пункт і є пунктом призначення (споживачем), і йому треба одержати $|d_i|$ одиниць вантажу. Якщо $d_i = 0$, то пункт і є проміжним для перевезення вантажу. Кількість одиниць вантажу, яка може бути перевезена в пункт і з сусідній пункт j дільницею мережі, що безпосередньо їх зв'язує, дорівнює r_{ij} . Нехай $C_{ij}(x)$ — транспортні витрати на перевезення x одиниць вантажу цією дільницею. Числа d_i , r_{ij} визначають являю в мережі, заданий графом (I, U) , де $I = \{1, \dots, i, \dots, n\}$ — множина вершин графа, а U — множина його дуг, відповідних дільницям транспортної мережі. Тоді С. з. означає в тому, щоб відшукати потік у мережі x_{ij} , який мінімізує функціонал

$$F(x) = \sum_{(i,j) \in U} C_{ij}(x_{ij}). \quad (1)$$

Потік у мережі, що мінімізує функціонал (1), наз. оптимальним. Отже, С. з. полягає у відшукуванні опт. потоку в мережі. Якщо ф-ції $C_{ij}(x)$ опуклі вниз і неперервні для $x \geq 0$, то справджуються такі умови оптимальності: потік у мережі x_{ij} опт. тоді й тільки тоді, коли для кожної вершини і є V_i в число V_i , яке яв. потенціалом, і для кожної i а с т е м о ї дуги (i, j) (для якої $x_{ij} = r_{ij}$) певд'яне дугове число γ_{ij} та- ні, що

$$V_j - V_i \leq C_{ij}^+(x_{ij}), \quad \text{якщо } x_{ij} = 0;$$

$$C_{ij}^-(x_{ij}) \leq V_j - V_i \leq C_{ij}^+(x_{ij}), \quad \text{якщо } 0 < x_{ij} < r_{ij}; \quad (2)$$

$$C_{ij}^-(x_{ij}) + \gamma_{ij} \leq V_j - V_i \leq C_{ij}^+(x_{ij}) + \gamma_{ij}, \quad \text{якщо } x_{ij} = r_{ij}.$$

де $C_{ij}^-(x)$ та $C_{ij}^+(x)$ — відповідно ліва і права похідна ф-ції $C_{ij}(x)$. Частинний граф $(I, \bar{U}(x))$, де $\bar{U}(x) = \{(i, j) | 0 < x_{ij} < r_{ij}, C_{ij}^-(x_{ij}) = C_{ij}^+(x_{ij}) = C'_{ij}(x_{ij})\}$, наз. основою потоку x_{ij} . Якщо основа зв'язним графом (див. *Графи зв'язності*), то потік наз. невиродженим. У протилежному разі потік є виродженим.

На наведених умовах оптимальності (2) базується спец. ітераційний метод розв'язування С. з. — метод потенціалів. Окрема ітерація цього методу полягає в перетворенні одержаного на попередній ітерації потоку в мережі так, що в результаті утворюється новий потік у мережі, пов'язаний з меншими транспортними витратами. На початку ітерації за опором потоку в мережі будують систему потенціалів і дугових чисел. Якщо ці потенціали й дугові числа задовольняють умови (2), то потік є опт. У протилежному разі будують чиме, що містить дугу, для якої не виконуються одна з умов (2). Решту дуг циклу беруть з множини дуг, за якою визначали потенціали. Завдяки цьому циклу потік у мережі перерозподіляють. В результаті одержують новий потік з меншими транспортними витратами. Початковий потік обирають довільним. Треба, щоб на кожній ітерації була невиродженість потоку в мережі. Якщо на якійсь ітерації трапляється вироджений потік у мережі, то необхідно відправку С. з. змінити так, щоб у результаті утворилася нова С. з. з невиродженими потоками в мережі.

Якщо всі ф-ції $C_{ij}(x)$ лінійні, тобто $C_{ij}(x) = C_{ij} \cdot x$, то С. з. наз. лінійною, або сітковою транспортною задачею (с. т. з.). В цьому разі умови оптимальності формулюють так: для оптимальності потоку в мережі x_{ij} необхідне й достатнє існування потенціалів V_i , і є I таких, що

$$\begin{aligned} V_j - V_i &\leq C_{ij}, & \text{якщо } x_{ij} = 0; \\ V_j - V_i &= C_{ij}, & \text{якщо } 0 < x_{ij} < r_{ij}; \\ V_j - V_i &\geq C_{ij}, & \text{якщо } x_{ij} = r_{ij}. \end{aligned} \quad (3)$$

С. т. з. є спец. задачею програмування лінійного. Потенціали вершин, які задовольняють умови оптимальності (3), разом з дуговими числами $\gamma_{ij} = \max(0, -C_{ij} + V_j - V_i)$ є розв'язком задачі, двоїстої до С. т. з. За допомогою методу потенціалів, частково спрощеного порівняно з інг випадком, розв'язують С. т. з. за скінченну кількість ітерацій.

Другим методом розв'язування С. т. з. є метод Форда — Фалкерсона. Цей метод ґрунтується на одночасному розв'язуванні С. т. з. і двоїстої до неї. На кожній ітерації визначають макс. потік в джерел (вершин графа, для яких $d_i > 0$) в стоки (вершини графа, для яких $d_i < 0$) в частковій сітці (I, \bar{U}) , де $\bar{U} = \{(i, j) | \bar{C}_{ij} = -C_{ij} + V_j - V_i < 0\}$, а V_i — потенціали вершин, визначені на попередній ітерації. Макс. потік шукають з умови, що на дугах, для яких $\bar{C}_{ij} < 0$, він повинен дорівнювати П пропускній здатності r_{ij} . Якщо при цьому потреба стоків буде задоволено, то побудований потік у мережі буде опт., бо він задовольняє умови оптимальності (3). В протилежному разі потенціали якоїсь частини вершин змінюються. Зміна ця здійснюється так, щоб розширити множину дуг \bar{U} (а отже, й частинний граф (I, \bar{U})) і щоб значення цілової функції двоїстої задачі збільшилось. У розширеній частині мережі, відповідний графу (I, \bar{U}) , знову визначають макс. потік і т. д. З кожною ітерацією відхилення часткового потоку, що дорівнюють незадоволеності потреб стоків, зменшуються. Через скінченну кількість ітерацій буде одержано потенціали V_i , і є I, для яких макс. потік у відповідній частковій мережі задовольняти-

ме потреби стоків у сітці, тобто буде розв'язком С. з. з.

Літ. Ермольєв Ю. М., Мельник И. М. Экстремальные задачи на графах К, 1968 [Обл.огр. с. 172-174].

СІТКОВА ЗАДАЧА НЕОДНОРІДНА, задача на мережі неоднорідна — модель математична оптимального планування перевезень неоднорідних вантажів по транспортній мережі. Нехай з одних пунктів в інші необхідно перевезти неоднорідні вантажі по транспортній мережі, яка зв'язує ці пункти. Сумарні обсяги перевезень на окремих ділянках мережі обмежено пропускними здатностями ділянок. Необхідно спланувати перевезення вантажів так, щоб мінімізувати сумарні транспортні витрати. Задачу планування перевезень неоднорідних вантажів математично формують як спец. задачу програмування лінійного, яку називають С. з. н.

Нехай до i -го ($i = 1, \dots, n$) пункту віднесемо число d_i^k ($k = 1, \dots, p$), причому $\sum_{k=1}^p d_i^k = 0$ для $k = 1, \dots, p$. Якщо $d_i^k > 0$, то пункт i є постачальником вантажу k -го виду і в ньому є d_i^k одиниць цього вантажу. Якщо $d_i^k < 0$, то пункт i є споживачем вантажу k -го виду і йому треба $|d_i^k|$ одиниць цього вантажу. Якщо $d_i^k = 0$, то пункт i є проміжним для перевезень вантажів k -го виду. Один і той самий пункт може бути постачальником одного вантажу, споживачем другого і проміжним пунктом для третього вантажу. Пропускна здатність ділянки, яка зв'язує безпосередньо пункт i з пунктом j , дорівнює r_{ij} . Нехай $C_{ij}(x^1, x^2, \dots, x^p)$ — сумарні транспортні витрати на перевезення x^k одиниць вантажу k -го виду, x^1 одиниць вантажу 1-го виду, x^2 одиниць вантажу 2-го виду, ..., x^p одиниць вантажу p -го виду. Числа d_i^k , r_{ij} визначають потік у мережі неоднорідний. Тут мережа визначається графом (I, U) , де $I = \{1, \dots, n\}$ — множина вершин, а U — множина дуг, відповідних ділянкам транспортної мережі. Тоді С. з. н. полягає у відшукуванні неоднорідного потоку \bar{x}_{ij} , який мінімізує функціонал

$$F(C_{ij}) = \sum_{i,j \in U} C_{ij}(\bar{x}_{ij}). \quad (1)$$

Цей потік наз. оптимальним. Отже, С. з. н. полягає в тому, щоб відшукати оптим. неоднорідний потік. Якщо ф-ції $C_{ij}(x^1, \dots, x^p)$ неперервно диференційовні й опуклі вниз, то справджуються такі умови оптимальності: неоднорідний потік \bar{x}_{ij} оптимальний тоді й тільки тоді, коли для кожної вершини $i \in I$ існують числа V_i^k , $k = 1, 2, \dots, p$, називані потенціалами, а для кожної напиченої дуги (i, j) (для якої $\sum_{k=1}^p \bar{x}_{ij}^k = r_{ij}$) — невід'ємна, на-

зване дугове число γ_{ij} , тобто існують числа, що для них справджуються співвідношення

$$\left. \begin{aligned} V_j^k - V_i^k &\leq C_{ij}^k(\bar{x}_{ij}) \text{ при } \bar{x}_{ij}^k = 0 \\ V_j^k - V_i^k &= C_{ij}^k(\bar{x}_{ij}) \text{ при } \bar{x}_{ij}^k > 0 \end{aligned} \right\} \text{ якщо } \sum_{k=1}^p \bar{x}_{ij}^k < r_{ij} \quad (2)$$

$$\left. \begin{aligned} V_j^k - V_i^k &\leq C_{ij}^k(\bar{x}_{ij}) + \gamma_{ij} \text{ при } \bar{x}_{ij}^k = 0 \\ V_j^k - V_i^k &= C_{ij}^k(\bar{x}_{ij}) + \gamma_{ij} \text{ при } \bar{x}_{ij}^k > 0 \end{aligned} \right\} \text{ якщо } \sum_{k=1}^p \bar{x}_{ij}^k = r_{ij} \quad (3)$$

де через $C_{ij}^k(x)$ (x) означено частинку похідну ф-ції $C_{ij}(x^1, x^2, \dots, x^p)$ за x^k .

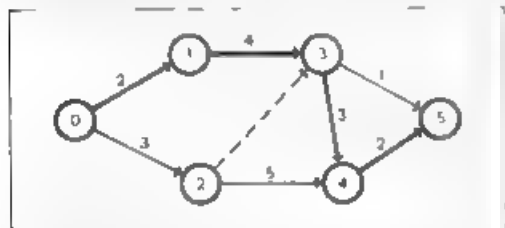
На наведених умовах оптимальності основано спец. ітеративний метод розв'язування С. з. н. — метод потенціалів. Сутність цього методу полягає в побудові системи потенціалів і дугових чисел для неоднорідного потоку, одержаного з попередньої ітерації, та в наступному перетворенні його так, що в результаті виходить новий неоднорідний потік, пов'язаний з меншими сумарними транспортними витратами. Перетворення неоднорідного потоку здійснюють перерозподілом його надовж одного циклу (при виконанні умов типу (2)), або надовж двох циклів (при невиконанні умов типу (3)). Початковий неоднорідний потік вибирають довільно. Якщо всі ф-ції $C_{ij}(x^1, \dots, x^p)$ — лінійні, то С. з. н. наз. лінійною багатопродуктовою транспортною задачею на мережі. В цьому разі С. з. н. є спец. задачею програмування лінійного з блоковою структурою, і для розв'язування її можна застосовувати декомпозиційні методи.

Літ. для до ст. Сіткова задача І. М. Мельник.

СІТКОВА МОДЕЛЬ — інформаційна модель комплексу взаємозв'язаних робіт, задана в специфічній формі сітки, яка відображає часткову впорядкованість робіт у часі; вона може містити й інші характеристики (час, вартість, ресурси тощо), що стосуються окремих робіт і (або) комплексу в цілому. Сітку комплексу розглядають як орієнтований скінченний граф без контурів, вона відображає відношення чередування між роботами, у відповідність яким можна поставити дуги чи вершини графа. Найпоширенішим є графічне зображення С. м. на площині, що його наз. сітковим графіком (див. мал.); можуть бути й інші форми зображення С. м. — цифрова, таблицйна, за допомогою різних тех. засобів (світлові таблиці, мех. моделі, електр. кода тощо). Всі форми зображення С. м. є еквівалентними щодо інформації, яку вони містять, перевагою сіткового графіка порівняно з іншими С. м. є його наочність,

цифрове зображення є найзручнішим для аналізу сіток за допомогою ЕОМ

С. м. визначає з будь-якою потрібною мірою деталізації склад робіт комплексу і порядок виконання їх у часі. Від багатьох інших типів моделей ця модель відрізняється тим, що в ній найчіткіше визначено всі часові взаємозв'язки робіт. У найпоширеніших прикладі С. м. (див. мал.) роботи, які характеризують процеси, що перебігають у часі, або технологічні чи логічні залежності, відповідають дугам графа (на мал. їх позначено



Сітковий графік.

но відповідно суцільними й пунктирними стрілками, цифри на стрілках означають оцінки часу виконання робіт). У цьому разі вершини графа являють собою події (на мал. — кружечки, цифри в кружечках означають номери подій), кожна з яких, не будучи процесом і не маючи протичинності, відбувається внаслідок закінчення однієї чи кількох робіт, які безпосередньо передують цій події (вхідних), а це створює необхідні умови для початку однієї чи кількох робіт, які йдуть безпосередньо за ними (вихідних робіт). Ту подію, в якій немає вхідних робіт, наз. початковою (0 на мал.), а ту, в якій немає вихідних робіт, — завершальною (5 на мал.). Завершальна подія завжди разом з тим є цільовою, такою, що визначає досягнення мети комплексу; крім того, цільовими можуть бути й деякі проміжні події. Шляхом у графі наз. таку послідовність дуг, коли кінцева вершина попередньої дуги збігається з початковою вершиною наступної дуги (на мал., напр., шлях 0—1—3—5). Шлях, який починається з початкової події й закінчується завершальною, вважають за повний. Рідше трапляються спрощені С. м., в яких вершини відображають роботи, а дуги — порядок виконання їх

За структурою С. м. поділяють на канонічні й альтернативні. В широкому вживаних канонічних моделях сітка характеризується фіксованою структурою, тобто в них в усіх вершинах (див. мал.) над роботами здійснюється єдина логічна операція «і». Яка означає, що будь-яку роботу, яка виходить з події, можна починати, тільки закінчивши всі без винятку роботи, які входять у неї. На відміну від цього структура альтернативної сітки є змінною, тобто в будь-якій вершині допускається логічна операція «або» чи «АБО». В останньому випадку для того, щоб можна було почати роботу, яка виходить з події, досить, щоб закінчилися будь-яка з

робіт, які входять у цю подію. При цьому може бути заданою *ймовірність* реалізації тієї чи іншої роботи, і це дає змогу оцінити ймовірність реалізації різних варіантів комплексу (відповідні альтернативні С. м. відночас є ймовірнісними, стохастичними). Імовірнісними вважають і ті С. м., в яких параметри (характеристики) робіт задано *випадковими величинами*, детермінованими — однозначно обумовленими, детермінованими величинами

Залежно від кількості технологічно незалежних комплексів робіт С. м. поділяють на одну- та багатосіткові, одностіткові моделі можуть бути одно- та багатодієвими (за кількістю цільових подій), багатосіткові моделі завжди є й багатодієвими

За складом враховуваних у С. м. параметрів розрізняють моделі з урахуванням часу, вартості й ресурсів. С. м. віддають матем. аналізу, на основі якого визначають достатньо реалістичний календарний план виконання комплексу робіт. Зокрема, в дуже поширених найпростіших прямих канонічних С. м. з урахуванням часу під час аналізу обчислюють ранні й пізні строки завершення кожної події, тобто найраніший з усіх можливих і найпізніший строки, за яких не асувається заг. запланований строк завершення комплексу. Після цього можна легко обчислити значення необхідних похідних характеристик ранніх і пізніх строків початку й закінчення робіт, резерв часу робіт і подій, а також встановити перелік критичних та підкритичних робіт, резерв часу в яких менший за задану величину (найбільший з нових шляхів, який складається з таких робіт, є критичним шляхом, а решта — підкритичними; на мал. жирними стрілками виділено роботи критичного шляху). Якщо одержані результати незадовільні (напр., є критичні й підкритичні шляхи, і, отже, перебувають під загрозою директивні чи бажані строки реалізації комплексу), то, користуючись С. м. і даними аналізу, можна найкраще змінювати план у потрібному напрямі (див. *Сіткові методи планування й управління*). За допомогою моделей, які враховують ресурси, вдається розв'язати й ряд задач раціонального (іноді оптим.) розподілу ресурсів

У процесі управління С. м. систематично використовують, щоб оцінювати фактичний та майбутній стан комплексу й виробляти керуючі дії, а також оцінювати ефективність цих дій і вибирати найкращі з них. Для переробки інформації, пов'язаної з використанням С. м., широко застосовують сучасні засоби обчислювальної техніки (див., напр., «АСОР»).

Див. Зубовський С. И., Радчик И. А. Математические методы сетевого планирования. М., 1965. Основные положения по разработке и применению систем сетевого планирования и управления. М., 1967. Математика и кибернетика в экономике. Словарь-справочник. М., 1971. В. И. Рубальский.

СІТКОВИЙ ГРАФІК графічне представлення сіткової моделі на площині.

СІТКОВІ МЕТОДИ ПЛАНУВАННЯ І УПРАВЛІННЯ — методи, які використовують сіткову модель як основну форму представлення інформації про керований комплекс робіт. Застосовують їх для того, щоб істотно підвищити якість планування різних комплексів робіт, що передбачає скорочення строків, раціональне використання ресурсів тощо, а також забезпечення ефективного управління реалізацією сформованих планів. Використання сіткових моделей сприяє побудові раціонального чи оптимального певного критерію плану реалізації комплексу і забезпечує управління процесом виконання цього плану за чітким алгоритмом, який виключає елементи прогнозування, адаптації та пошуку найкращого рішення. Вперше С. м. п. й у. було застосовано 1957—58 під назвою «метод критичного шляху» і «ПЕРТ» (метод оцінювання й переглядання планів). В СРСР сіткові методи застосовують з 1963 (одними з перших у країні об'єктами сіткового планування й управління були будови Бурштинської ГРЕС, Лисичанського хім. комбінату та мосту метрополітену через р. Дніпро в Києві). Потім сіткові методи почали широко застосовувати не лише в будівництві і при створенні зразків нової техніки, а й на багатьох пром. підприємствах, на ремонтних роботах, у проектно-конструкторських та інших організаціях.

Тепер сіткові методи, які мають собою апарат побудови, розрахунку, аналізу та оптимізації сіткових моделей, використовують не тільки при розв'язуванні окремих досить складних задач планування й управління, на них оснований й побудову спец. класу систем організаційного управління, за яким закріпилася назва «системи сіткового планування й управління» (СПУ). Система СПУ являє собою ефективний механізм прийняття рішень у замкненому контурі управління протягом усього життєвого циклу комплексу робіт, починаючи від розробки плану його реалізації й до повного здійснення цього плану. При використанні сучас. тех. засобів збирання, передавання, зберігання, обробки й видавання інформації система СПУ перетворюється на один з різновидів автоматизованих систем управління (АСУ), а цьому разі всі принципи побудови й створення АСУ повністю поширюються й на системи СПУ.

Найраціональнішими галузями застосування систем СПУ є: цільові розробки складних систем — науково-дослідні та дослідно-конструкторські роботи, проектування, дослідне виробн., випробування тощо, в яких беруть участь орг-ції та підприємства різних відомств; державні міжвідомчі й регіональні програми (напр., розвитку економ. району), будівництво, реконструкція й ремонт промислових та цивільних об'єктів; діяльність н.-д., дослідно-конструкторських та проектних організацій, а також підприємств індивідуального та дрібносерійного виробн., підготовка й освоєння виробн. нових видів про-

дукції; здійснення великих організаційних заходів (з'їзди, кампанії по ліквідації наслідків стихійного лиха та ін.); розвідувальні й освоєння нових родовищ корисних копалин; ремонт пром. устаткування і транспортних засобів тощо.

Існуючі різновиди систем СПУ класифікують за рядом ознак. За організаційною структурою їх поділяють на міжвідомчі та внутрішньовідомчі, а також залежно від вищого рівня керівництва, яке використовує їх, та від числа рівнів ієрархії. За характером функціонування можна виділяти системи СПУ однократної дії, які використовують для унікальних комплексів робіт, та циклічної дії, призначені для комплексів, які періодично повторюються. Крім того, системи СПУ можна розрізняти за характером використовуваних сіткових моделей і розв'язуваних задач, а також за застосовуваними засобами обробки інформації (автоматизовані й неавтоматизовані).

В ряді галузей системи СПУ виступають як перша черга АСУ і є базою для розвитку їх до повних автоматизованих систем управління.

У життєвому циклі системи СПУ виділяють ряд стадій — передпроектну стадію, стадію проектування системи, функціонування в режимі планування і функціонування в режимі оперативного управління (в системах циклічної дії дві останні стадії повторюються необмежену кількість разів).

На передпроектній стадії оцінюють доцільність застосування системи до конкретного комплексу робіт, враховуючи реальні можливості її створення та експлуатації, визначають стратегічні цілі використання системи і встановлюють найважливіші обмеження, пов'язані зі строками, фінансуванням та використанням ресурсів при розробці її та експлуатації. Потім на цій стадії розробляють і документально оформляють тех. завдання на проектування системи.

На стадії проектування здійснюють вибір принципового варіанта плану реалізації комплексу робіт, на основі якого розробляють тех. та робочий проєкт системи, який включає в себе розділи в сіткових моделях та матем. забезпечення системи, інформаційного забезпечення і функціональних процедур, в організаційно-економ. забезпечення, тех. забезпечення, а також розрахунок техніко-економ. ефективності.

Одnocześnie з проектуванням системи проводиться організаційна й матеріально-технічна підготовка її впровадження, яка включає такі заходи, як призначення керівників і відповідальних виконавців по відповідних рівнях управління комплексом, визначення порядку переробки інформації обчислювальним центром, розробку й затвердження норм відповідальності і принципів стимулювання, визначення правил взаємодії системи СПУ з системами інших класів тощо.

На стадії функціонування системи в режимі планування

здійснюють побудову й затвердження планів реалізації комплексу робіт по всіх рівнях ієрархії, прийнятих у проекті системи. Ця стадія охоплює представлення початкової інформації за елементами комплексу робіт, акріпленими за відповідними відповідальними виконавцями (фрагментів сіток), «зшивання», аналіз та оптимізацію сіток різних рівнів і формування календарних планів.

Аналізуючи моделі з контролем у часі, обчислюють ранні й пізні строки завершення подій, а також початку й кінця робіт; крім того, виявляють критичні й підкритичні шляхи. Ці дані є основою оптимізації сіткових моделей, у процесі якої коректують структуру сітки і значення деяких характеристик робіт (прискорюють чи взапаралельнують деякі роботи критичного і підкритичних шляхів тощо), і, отже, виробляють раціональні календарні плани виконання комплексів робіт. При цьому використовують ту властивість критичного шляху, що зменшення його довжини (якщо немає інших критичних шляхів) забезпечує відповідне скорочення строків реалізації всього комплексу робіт. Досить часто для прискорення робіт критичного шляху відстає перекинути ресурси з деяких некритичних робіт, які мають досить великі резерви часу.

На стадії функціонування в режимі оперативного управління систематично здійснюють порівнювання фактичного стану комплексу в прийнятій планом, оцінювання виявлених відхилень, вироблення, аналіз і прийняття рішень, спрямованих на ліквідацію негативних відхилень. Ця стадія включає в себе регулярне подання інформації про фактичний стан комплексу робіт, коректування й наступний аналіз сіткових моделей відповідних рівнів, прийняття рішень про зміни календарних планів і доведення цих рішень до виконавців. Такі рішення вибирають з числа запропонованих альтернативних керуючих впливів з «програмування» їх на сітковій моделі й аналізом. Зокрема, для моделей, які враховують лише часові параметри, в процесі оперативного управління особливу увагу звертають на роботи критичних шляхів, бо саме від своєчасного виконання їх залежить строк завершення всього комплексу.

Протягом усього життєвого циклу системи відбувається нагромадження інформації, яка характеризує як процес створення й функціонування системи, так і показники виконання комплексу робіт. Цю інформацію надалі піддають докладному аналізу, щоб оцінити фактичну ефективність цієї системи, а також щоб удосконалювати інші системи і створювати базу.

В системах СПУ розрізняють організаційну й інформаційну структури. Організаційна структура визначає функціональні елементи системи та їхні взаємозв'язки за принципом підпорядкованості. Інформаційна система характеризує потоки інформації між бло-

ками, в яких вона генерується, переробляється, запам'ятовується й споживається.

В організаційній структурі системи СПУ осн. елементами є: центр управління комплексом, керівники всіх рівнів, відповідальні виконавці, служби системи й машинної обробки інформації. В обов'язки відповідальних виконавців на стадії планування входить розробка за завданням керівників фрагментів сіткової моделі доручених їм робіт (із зазначеними оцінок відповідних параметрів). На стадії оперативного управління відповідальні виконавці забезпечують регулярне подання в службу СПУ оцінок фактичного стану виконання плану і прогнозу майбутнього стану, а також беруть участь у виробленні керуючих впливів, щоб ліквідувати відхилення від прийнятих планів чи заповісти їм або здисгнати коректування цих планів.

Служби системи (ІІУ) проводять на стадії планування «зшивання» фрагментів у сіткові моделі, копіювання, підготовку вхідної інформації для розрахунку сіткових моделей на ЕОМ (або виконання цього розрахунку вручну), а також підготовку рекомендацій і заходів щодо оптимізації в разі незадовільних результатів розрахунку. В процесі оперативного управління на службі СПУ додатково покладають (замість «зшивання» сіток) приймання оперативної інформації від відповідальних виконавців, забезпечення необхідною інформацією різних рівнів керівництва у встановлені строки або за запитом, а також збирання статистичних даних про роботу системи й оцінювання її фактичної та прогнозованої ефективності.

В інформаційній структурі системи виділяють такі осн. блоки: збирання й подання початкової інформації, формування сіткових моделей і планів; оновлення сіткових моделей; контролю; вироблення керуючих впливів; аналізу прогнозованого стану робіт; вибору рішень з числа розроблених і проаналізованих керуючих впливів; виконання.

Система СПУ в раціональним розподілом ресурсів, як правило, призначена для управління не окремим комплексом робіт, а виробничою діяльністю цілої орг-ції, в розпорядженні якої є єдиний для всіх комплексів запас ресурсів. У цьому разі (на відміну від систем, які використовують моделі з урахуванням тільки часу) система СПУ додатково виробляє рекомендації щодо допільного, в точки зору прийнятого критерію, розподілу ресурсів між комплексами й роботами, строки і розміри недовантаження чи перевантаження окремих виконавців, а також прогнозування змін строків завершення окремих робіт і комплексів через обмеження щодо ресурсів. Центр, місце у формуванні цієї інформації управління займає розв'язування досить складних задач багатосіткового календарного моделювання, в процесі якого роботи, що їх виконують різні підрозділи, узгоджуються по всіх комплексах між собою і з можливостями забезпечення їх ресурсами.

При такому узгодженні забезпечується і дотримання заданих обмежень (строки завершення комплексів і окремих робіт, ліміти ресурсів тощо), і раціональний розподіл ресурсів. Різні постановки задач складання календарних планів, які відрізняються одна від одної напрямом оптимізації (оптимізація строків при обмежених ресурсах, оптимізація використання ресурсів при заданих строках, деякі мішані постановки), типом розподілюваних і враховуваних ресурсів, кількістю видів їх і правилами використання тощо, реалізують, як правило, за допомогою варіаційних алгоритмів. Найдоцільніше застосовувати достатньо складну систему багатосіткового календарного планування з раціональним розподілом ресурсів у тих організаціях, які вже набули певного досвіду використання простіших систем СПУ з урахуванням часу.

Досвід застосування сіткових методів свідчить про високу ефективність їх: на багатьох комплексах робіт було досягнуто істотного скорочення строків реалізації їх, а також зменшення затрат. Про сіткові методи написано багато наук. праць, видано й велику кількість методичних документів, у т. ч. мініатюрні інструктивно-методичні матеріали. В ряді організацій створено комплекси алгоритмів і програм для аналізу сіткових моделей і розв'язування задач раціонального розподілу ресурсів; для аналізу сіткових графіків використовують і спеціалізовані пристрої (длж. АСОР).

Літ. Абрамов С. А., Мариничев М. И., Поляков П. Д. Системные методы планирования и управления. М. 1965 [бібліогр. с. 162-165]. Рыбалский В. И. Кибернетика в строительстве. М. 1965 [бібліогр. с. 392-402]. Сетевое планирование и управление. М. 1967. Основы построения и применение в строительстве систем сетевого планирования и управления. М. 1967. Математика и кибернетика в строительстве. Словарь-справочник. М. 1971. Миллер Р. В. PERT система управления. Пер с англ. М. 1965 [бібліогр. с. 173-201]. Кофман А., Девазье Г. Сетевые методы планирования. Пер с франц. М. 1968 [бібліогр. с. 177-179]. В. И. Рыбалский.

СКІНЧЕННОРІЗНИЦЕВІ МЕТОДИ, методи сіток — чисельні методи розв'язування алгебричних, диференціальних, інтегральних та інтегро-диференціальних рівнянь, які ґрунтуються на заміні диференціальних операторів різницевиими операторами, інтегралів — сумами, а функцій безперервного аргументу (б. а.) — функціями дискретного аргументу (д. а.). Така заміна приводить до системи, загалом кажучи, нелінійних алгебр. рівнянь, які кінцеві кінцем зводяться до лінійної системи якимись ітераційним методом.

Якщо початкова задача має вигляд

$$\frac{\partial u}{\partial t} = Au + f, \quad (x, t) \in \Omega, \quad u = g, \quad (x, t) \in \partial D \times T; \quad u(x, 0) = u_0(x), \quad (1)$$

де $\Omega = D \times T$ — циліндрична область інтегрування, $t \in T = [0, t_1]$, $\partial D \times T$ — границя області Ω , D — її основа, x — шукана

вектор-функція, f та g — задані вектор-функції, x — просторовий векторний аргумент, A та l — оператори (не обов'язково обмежені), то найпростіша схема інтегрування початкового рівняння має вигляд

$$\frac{u^{n+1} - u^n}{\tau} = A_1 u^{n+1} + A_0 u^n + F,$$

$$(x, t) \in \Omega_h, \quad \lambda u^n = G, \quad (x, t) \in \partial D_h \times T;$$

$$u^0 = u_0. \quad (2)$$

Тут u^n — сіткова функція, яка є розв'язком різницевого рівняння, A_1 , A_0 , λ — різницеві оператори, залежні від параметрів τ , h сітки, $t = n\tau$, Ω_h — сіткова область, що апроксимує деяким чином область Ω , $\partial D_h \times T$ — її границя, F та G — сіткові функції, що апроксимують f та g відповідно. Окремим випадком схеми (2) є схема з вагами, коли $A_1 = \alpha A$, $A_0 = (1 - \alpha) A$, α — ваговий коефіцієнт. Схему (2) наз. я в о ш н р о в о ю, бо вона зв'язує між собою значення u^n , u^{n+1} різницевого розв'язку на двох часових шарах $n\tau$, $(n+1)\tau$; можливі й багатопарові схеми. Якщо оператор $E = \tau A_1$, де E — одиничний оператор, — оборотний, то схему (2) можна зобразити в розв'язаному вигляді:

$$u^{n+1} = \sigma u^n + \Phi, \quad (3)$$

де оператор σ наз. оператором кроку різницевої схеми, він враховує крайові умови, а Φ — функція, залежна від F та G . Кажуть, що оператор $A(\tau)$, залежний від параметра τ , апроксимує (наближено) оператор A , якщо $\|A(\tau) - A\| = \epsilon_n(\tau) \rightarrow 0$ при $\tau \rightarrow 0$. Тут $u \in U$ — якість еталонне сімейство функцій, на якому перевіряється апроксимація (напр., сімейство достатньо гладких функцій). Схему (2) наз. коректною, або стійкою, якщо $\|\sigma\|_B = 1 + O(\tau)$, де $\|\sigma\|_B$ означає норму оператора σ в якомусь банаховому просторі B (для простору абстрактний у функціональному аналізі), яка може залежати від h . Схема (2) апроксимує рівняння (1), якщо $A_1 + A_0 \approx A$, $\lambda \approx l$. Для лінійних систем рівнянь встановлено теореми збіжності, які твердять, що збіжність різницевого розв'язку до розв'язку початкового рівняння випливає з апроксимації і коректності (стійкості) різницевої схеми.

Якщо властивості апроксимації, стійкості та збіжності мають місце лише при певному співвідношенні між параметрами сітки τ , h , де $h = h(\tau)$, то їх наз. умовними. Якщо ж ці властивості спрощуються при будь-якому співвідношенні між τ й h , то їх наз. абсолютними. Схему (2) наз. я в о ю, якщо $A_1 = 0$, та я в о ю, якщо $A_1 \neq 0$. Абсолютно збіжні схеми існують лише в класі неязвних схем. Як правило, при відповідному виборі параметрів схеми (напр., вагових коеф.) неязвні схеми є абсолютно стійкими й допускають як завгодно великий крок τ . Але обернення оператора $E = \tau A_1$ усклад-

яють алгоритми. У випадку одновимірних задач невідомі схеми реалізують факторизації методів, вони достатньо економічні. Для багатовимірних задач невідомі економічні схеми одержують за допомогою *дробових кроків методу*, який зводить багатовимірні задачі до послідовності одновимірних або простіших задач. Для розв'язування стаціонарних задач застосовують метод стаціонарування (стаціонаренія), в якому стаціонарний розв'язок розглядають як границю нестаціонарного розв'язку із стаціонарними (або установлюваними) крайовими умовами. Відповідно до цього стаціонарну задачу розв'язують ітераційним методом, аналогічним різнищевому методу інтегрування (2). На відміну від нестаціонарного випадку оператор σ для ітераційного процесу має бути дуже стійким, тобто має задовольняти умову $|\sigma|_2 = 1 - \alpha(h)$, $\alpha(h) > 0$. При розв'язуванні нелінійних задач, особливо в механіці суцільного середовища, застосовують комбінації схем інтегрування з ітераційними методами (т. з. ітерації за нелінійністю).

Літ. Годунов С. К., Рябенський В. С. Введення в теорію рівностійких схем. М., 1962 (бібліогр. с. 272—274). Яненко Н. Н. Методы дробных шагов решения многомерных задач математической физики. Новосибирск, 1967 (бібліогр. с. 189—193). Самарский А. А. Введение в теорию равностойких схем. М., 1971 (бібліогр. с. 538—556). Рихтмайер Р. Д., Мортон К. Равностойкие методы решения краевых задач. Пер. с англ. М., 1972 (бібліогр. с. 381—413). М. М. Яценко.

СКЛАДНІ СИСТЕМИ КЕРУВАННЯ — абірно найменування систем, які складаються з великої кількості взаємозв'язаних елементів. Часто складними системами називають системи, які не можна коректно описати математично або тому, що в системі з дуже багато рівних елементів, невідомим способом до-

навіть якщо використати найдужче швидкодіючі ЕЦОМ, потрібно було б багато мільйонів років.

Англ. кібернетики С. Бір ділять усі кібернетичні системи на три групи: прості, складні й дуже складні (при цьому, на його думку, дуже істотно, яким способом описано систему — детермінованим чи теоретико-ймовірнісним). Приклади систем, належних до цих груп, С. Бір наводить у вигляді таблиці (див.). Предметом кібернетики С. Бір вважає лише дуже складні ймовірнісні системи — економіку, мозок, фірму. Рад. математик Г. М. Певаров залежно від числа елементів, які входять до систем, ділить їх на чотири групи: малі системи (10^1 — 10^2 елементів), складні (10^3 — 10^4 елементів), ультраскладні (10^5 — 10^{10} елементів) і суперсистеми (10^{10} — 10^{100} елементів). Як приклад систем 2-ї групи він наводить телефонну автомат. станцію, транспортну систему великого міста тощо, 3-ї групи — організми вищих тварин і людини, соціальні організації, 4-ї групи — зоряний вимір. Рад. учень А. І. Берг (н. 1893) і Ю. І. Черняк визначають складну систему як систему, яку можна описати за менш як двома різними мовами, наприклад, мовою теорії дифер. рівнянь і мовою алгебри Буля.

Наявність таких різноманітних способів визначення С. с. свідчить про те, що характерних рис складності багато, й досі (початок 70-х рр.) ще немає загальноприйнятого визначення поняття «складна система». З філософського погляду будь-яке складне явище природи (або техніки) має невичерпну кількість аспектів, з яких можна його пізнавати. Тому будь-яку складну систему можна охарактеризувати одночасно існуючими багатьма специфічними для неї рисами. Найчас-

Система	Прості	Складні	Дуже складні
Детерміновані	Відома асептика	Цифрова електронна обчислювальна машина	—
	Прості механічні майстерені	Автоматизація	—
Ймовірнісні	Підприємства монети	Зберігання запасів	Економіка
	Рух медузи	Умовні рефлекси	Мозок
	Статистичний контроль якості продукції	Прибуток промислового підприємства	Фірма

в'язаних один з одним (напр., мозок), або тому, що ми ще знаємо природи явищ, які в ній перебігають, і тому не можемо кількісно описати їх. В інших випадках складними називають системи, для вивчення яких було б необхідно розв'язувати задачі з надмірно великим обсягом обчислень або взагалі переробити такий великий обсяг інформації, що для цього,

тише трапляються такі характеристики складності: багатовимірність системи (великі обсяги потоків інформації, які циркулюють у ній, велика кількість елементів тощо); різноманітність можливих форм зв'язку елементів системи між собою (різноманітність використаних у ній структур — деревоподібні, ієрархічні та ін.); багатокритеріальність

тобто наявність ряду часто суперечливих критеріїв, що їх має задовольняти система, різноманітність природи складових елементів системи (машини, люди) і різноманітність циркулюючої інформації, яка впливає зовні; багаторазова зміна стану структури і складу системи; багатоплановість у науковому відношенні тощо. Т. ч. характеристики складності оправдані різноманітні, і з цього погляду різниця між нервованими й керованими системними не є істотною.

Термін «складна система» й «велика система» не тотожні, бо термін «велика система» характеризує тільки одну рису складності — розмірність системи. Будь-яка система завжди має цілі, заради досягнення яких її створено (природою чи людиною). До багатьох автоматично діючих складних систем ставляться вимоги точності функціонування, динамічної стійкості, інваріантності щодо зовн. збурень і завад, нечутливості до змін параметрів, адаптивності, надійності, живучості, економічності, зручності в експлуатації та ін. Все це свідчить про те, що швидше можна назвати приклади складної системи й характеристику складності, ніж дати строгі матем. визначення цього терміна. Ї, проте, й цілком строгі матем. визначення терміна складності для такого роду об'єктів, як *Тьюрінгівська машина*, *нормальні алгорифми*, а також об'єктів, які мають теоретико-ймовірнісний опис. Для дискретних об'єктів рад. математики А. М. Колмогоров (в. 1903) визначав складність як мінім. число двійкових знаків, які містять усе необхідну для ідентифікації цього об'єкта інформацію (див. *Алгоритми складності*). Слова «складна система» шикляються у різних дослідників, залежно від їхньої професії, найрізноманітніші уявлення. Інженер думає про єдину енерг. систему країни, про систему керування повітряним рухом на великій території або, навпаки, про систему автоматизації керування комбінатом, що складається з шахт, заводів, збагачувальних фабрик та ін. Економіст думає про проблему керування економікою галузі або навіть усієї країни. Військовий спеціаліст уявляє собі тактичні або стратегічні операції досить великого масштабу. В уяві біолога постають проблеми, пов'язані з процесами функціонування клітини, з усіма існуючими в ній «фабриками ферментів та білків» і «шляховими комунікаціями»; він може думати й про нервову систему або мозок тварин та людини. А соціолог уявляє собі складну систему як проблему ладу суспільства тієї чи іншої суспільної форми.

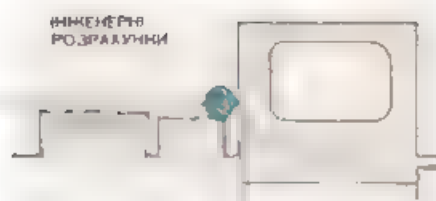
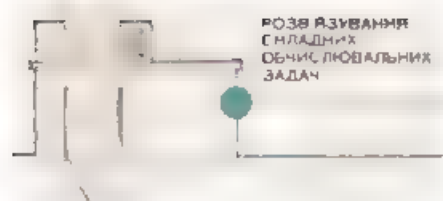
Усі наукові дисципліни, які вивчають складні системи, можна поділити на дві групи. До першої належать ті дисципліни, в яких переважав описовий характер шикладу — *наукова організація праці*, *праксеологія*, *текнологія*, *експертних оцінок методи*, *психологія інженерів*, *науковистав* тощо. До другої групи відносять усі ті дисципліни, в яких широко використовуються фіз.-матем. методи для кількісного описування складних систем —

автоматичного керування теорія, *операцій дослідження*, *теорія надійності*, *масового обслуговування теорія*, *економіко-матем. методи*, *алгоритмічна теорія*, *мови формальні*, *системний аналіз* тощо. Дуже характерною для теорії складних систем є та обставина, що незалежно від природи досліджуваної системи при розв'язуванні відповідних задач використовують одні й ті самі абстрактні моделі: шінгаістичні, теоретико-множинні, абстрактно алгебраїчні, логіко-математичні, топологічні, теоретико-інформаційні або евристичні. Ось проблемами теорії складних систем є проблема багатовимірності, багатокритеріальності проблема, а також проблема побудови двомовних і багатомовних (напр., логіко-динамічної) теорій систем. Щодо цього теорія С. с. к. розв'язує ті самі задачі, що й *систем загальна теорія*, знайти шляхи, які дають змогу вивчати складні системи будь-якої природи і будь-якого призначення.

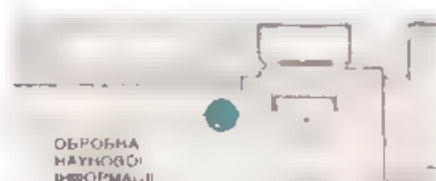
Незважаючи на те, що на початок 70-х рр. загальної теорії С. с. к. ще не створено, такого роду системи фактично вже давно створила природа, а в останні роки виникає дедалі більше технічних та економічних С. с. к. Поки що єдиним практично реальним і доступним шляхом для проектування й дослідження С. с. к. (крім натурального вивчення їх) є моделювання. На відміну від аналогового, цифрового або цифро-аналогового моделювання, визначати С. с. к., широко застосовують математичне моделювання, коли, крім звичайних моделюючих засобів (обчисл. пристроїв того чи іншого класу), використовують ще й інші різноманітні пристрої — окремі натурні знаряди об'єктів керування, пульта для збирання та відображення інформації, засоби зв'язку між людиною та ЕЦОМ тощо.

Крім того, сучас. ЕЦОМ разом з доданими відповідними й відповідними пристроями й відповідним матем. забезпеченням є досить універсальним засобом, за допомогою якого, моделюючи, можна вивчати багато які С. с. к., що включають як окремі елементи й людей-операторів. «Спілка» людей і ЕЦОМ є, з одного боку, об'єктом для дослідження в теорії С. с. к., а з другого — універсальним засобом моделювання справді складних систем керування. Розробляють спец. мови моделювання (*СИМСКРИПТ*, *SIMPAC*, *GPSS* та ін.), які дають змогу спрощувати процес моделювання, економити час і зусилля, пов'язані з самим процесом моделювання.

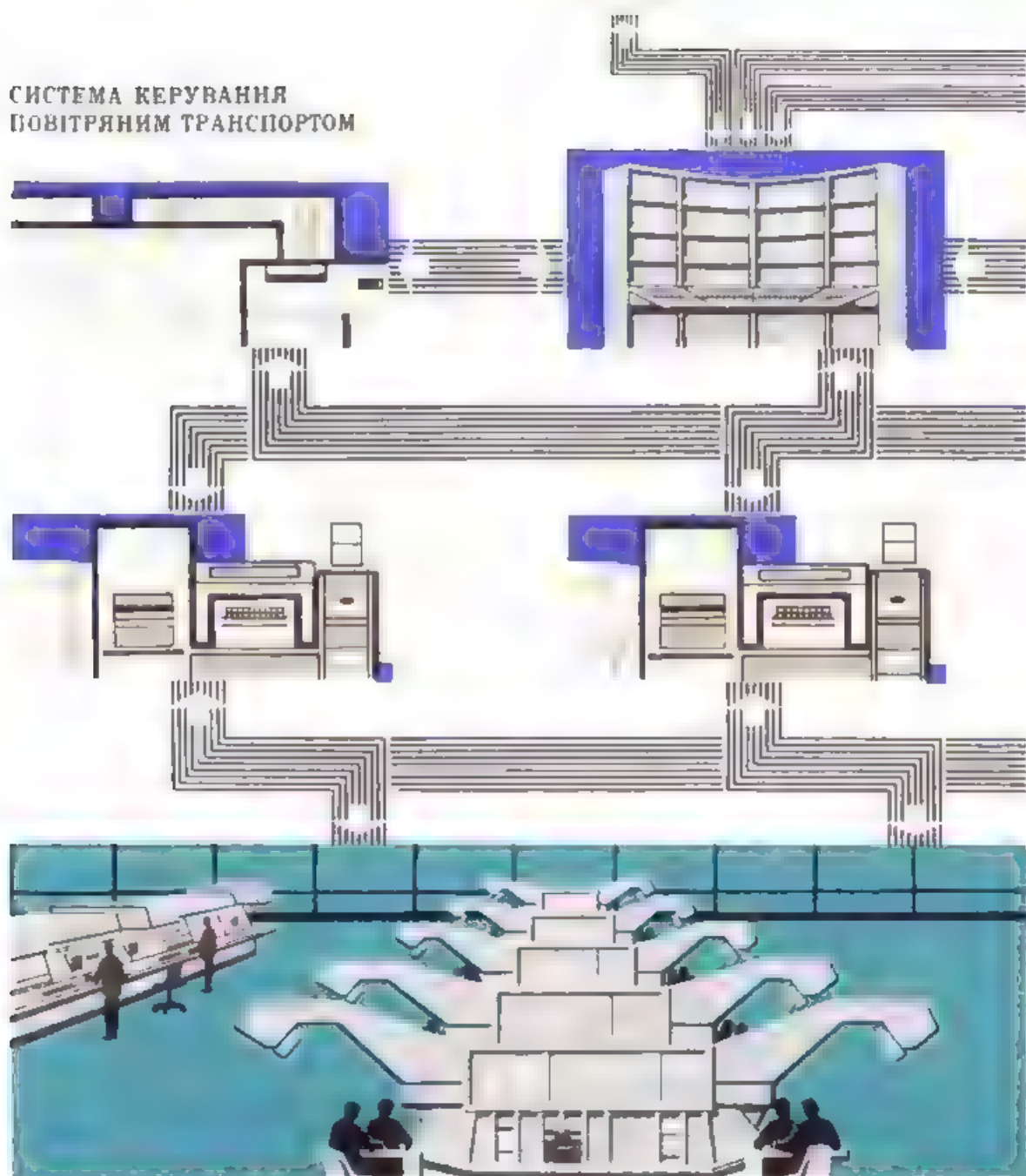
Проектують дуже складні системи керування, створюють навіть спец. н.-д. центри, призначені виключно для цілей моделювання відповідної розроблюваної С. с. к. Як приклад можна навести н.-д. моделюючий центр, створений спеціально для розробки системи автомат. керування повітряним рухом над певною частиною території Європи (див. ін. між с. 440—441). Незважаючи на те, що організація такого роду н.-д. моделюючих центрів коштує дорого, економіч. доцільність створення їх при розробці дійс-



ОСНОВНІ ГАЛУЗІ ЗАСТОСУВАННЯ ЦИФРОВИХ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ МАШИН



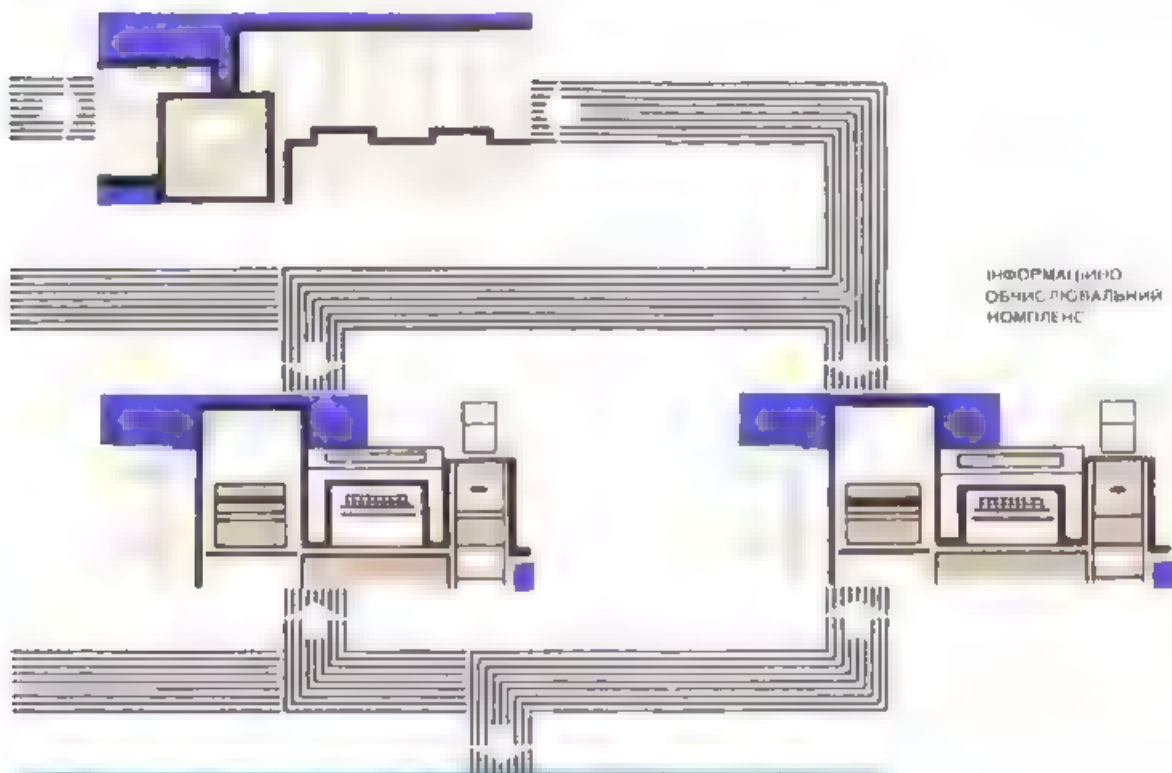
СИСТЕМА КЕРУВАННЯ ПОВІТРЯНИМ ТРАНСПОРТОМ



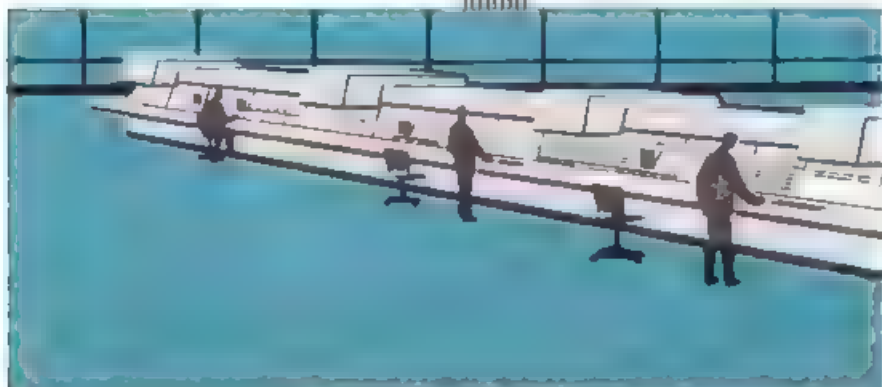
ПРИСТРОЇ
СТЕЖЕННЯ
, ПЕРЕДАВАННЯ
КОМАНД



ІНФОРМАЦІЙНО
ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ
КОМПЛЕКС



ГОЛОВНИЙ
ДИСПЕТЧЕРСЬКИЙ
ПУНКТ





но С. с. ж. безперечно, і цим шляхом ідуть у багатьох випадках: коли розв'язують тех., економ. та оборонні задачі, провадять великі соціологічні дослідження тощо.

В останні роки велику увагу приділяють розробці аналітичних методів дослідження С. с. ж. (див. *Декомпозиції метод, Базатеріальності проблема, Монте-Карло метод, Масового обслуговування теорія*).

Літ. Звояк А. К., Левин Л. А. Схожість конечних об'єктів і обґрунтування поняття інформації в ситуації з поведінкою терм. алгоритмів: «Успехи математических наук» 1970 т. 23, ч. 6. Вир С. Інформатика і управління виробством. Пер. с англ. М. 1965. Квельт А. Аналіз складних систем. Пер. с англ. М., 1969. [Бібліогр. с. 309-310]. Справочник по системному дизайну. Пер. с англ. М., 1970.

О. І. Мухомов

СКЛАДНІСТЬ ОБЧИСЛЮВАНЬ — міра складності в теорії автоматів, яка характеризує процес обчислювання, що відбувається в автоматі (на відміну від алгоритмічної складності, яка характеризує громіздкість опису алгоритмів). Термін складності обчислювання охоплює сукупність математичних понять, які уточнюють інтуїтивні уявлення про важкість, тривалість, громіздкість тощо обчислювального процесу. Ідеї й методи теорії С. о. спримовало, з одного боку, на з'ясування самої природи обчислюваності як одного з фундаментальних понять математики; при цьому розглядають абстрактні моделі (наприклад, *Тьюрінга машини*, в яких структура обчислювання є найелементарнішою), абстрактні міри С. о. тощо. З другого боку, вивчають моделі обчислювання, найсфативніші й найзручніші з практичного погляду, пов'язані з реальними обчисл. машинами. В *автоматичній теорії* встановлено еквівалентність багатьох класів автоматів у розумінні абігу класів ф-цій, що їх вони обчислюють. Але одну й ту саму функцію різні автомати обчислюють по-різному. Напр., швидкість обчислювання в одного типу автоматів може бути більшою, ніж в іншого. Тому ті самі функції на автоматах одного типу можна обчислити простіше і швидше, ніж на автоматах іншого типу. В цьому розумінні класи автоматів, які обчислюють ті самі ф-ції, можуть виявитися не еквівалентними. В *алгоритмічній теорії* важливе місце займає питання про розв'язність або нерозв'язність тієї чи іншої масової проблеми, тобто про існування алгоритму, який розв'язує цю проблему (див. *Нерозв'язні алгоритмічні проблеми*), і питання про ступінь важкості нерозв'язаних проблем, тобто про існування алгоритму, що зводять одну проблему до іншої (див. *Звідність* в теорії алгоритмів).

У теорії С. о. розглядають здебільшого розв'язні проблеми, але класифікують їх за складністю розв'язування або введення. Виваємо на головні напрями (або розділи) теорії С. о. і наведемо деякі типові результати.

І. Загальні властивості сигналізуючих операторів, аксіоматична теорія С. о. Для найуживаніших класів автоматів, які обчислюють усі частково рекурсивні ф-ції (напр.,

для машин Тьюрінга), і для широкого класу сигналізуючих операторів $\sigma(\varphi, \alpha)$, які включають, напр., час обчислення й обсяг зовн. пам'яті машин Тьюрінга, встановлено такі фундаментальні факти (надалі, коли немає застереження, всі функції вважатимемо за загальнонорекурсивні). По-перше, існують як завжди складно обчислені ф-ції (предикати), точніше, для кожної ф-ції f існує предикат g такий, що, коли автомат φ обчислює g , то $\sigma(\varphi, \alpha) > f(\alpha)$ буде майже для всіх α . По-друге, існують предикати, що будь-яке обчислення їх можна як завжди сильно поліпшити для всіх досить великих значень аргумента, точніше, для кожної ф-ції f існує предикат g такий, що, коли φ обчислює g , то знайдеться β , який обчислює g і такий, що майже завжди $\sigma(\beta, \alpha) > f(\sigma(\beta, \alpha))$ (напр., для $f(n) = 2^n$ буде $\log \sigma(\beta, \alpha) > \sigma(\beta, \alpha)$).

II. Властивості міри С. о. і зв'язок між різними мірами С. о. для фіксованих класів автоматів. Розглянемо, напр., клас звичайних односторіжкових машин Тьюрінга. За міру С. о. візьмемо часову сигналізуючу ф-цію $t(\varphi, \alpha)$ — час роботи φ на аргументі α . Сформулюємо деякі результати в термінах розпізнавання (представлення) мов (див. *Поведінка автоматів*). Висловлювання мову розпізнають за час $F(n)$ розуміють так: існує машина, яка розпізнає цю мову, і для неї часова сигналізуюча ф-ція на словах довжиною n не більша за $F(n)$. Коли мову розпізнають за час $F(n) > n^2$, то P розпізнають за час $\frac{F(n)}{C}$

для будь-якого $C > 1$. Тому оцінки дають з точністю до C певного порядку. Може виявитися, що швидка мова розпізнається за час, який за порядком дорівнює $F(n)$, і не розпізнається за час, порядком менший за $F(n)$. Тоді $F(n)$ — найкращий можливий для цієї мови час обчислювання (його наз. точною часовою сигналізуючою ф-цією). Як відмічено в розділі I, таке буває не завжди. Для мови, яка складається з симетричних слів, показано, що найкращий час обчислювання має порядок n^2 . Побудовано серію мов, що їхні точні часові сигналізуючі ф-ції лежать між n^2 та $n \log n$. Доведено, що між $n \log n$ та n немає точних часових сигналізуючих ф-цій. Зв'язок між часовою та змісною сигналізуючими ф-ціями встановлює така теорема: нехай мову розпізнають за час $F(n)$. Якщо $F(n) > n^2$, то цю мову розпізнають з змісною сигналізуючою ф-цією, не більшою за $\sqrt{F(n)}$. Аналогічні та інші питання вивчали для різних типів машин Тьюрінга, машин Міського (машин з лічильниками), автоматів з магазинною пам'яттю (див. *Автомат магазинний*) тощо.

III. Порівнювання С. о. на різних типах автоматів і для різних типів обчислювань. Оцінка складності моделювання одних типів автоматів іншими. Виявляло, як аміноється С. о. при переході від класу автоматів K_1 до класу автоматів K_2 з дужче обмеженнями обчисл. засобами. Якщо K_1 складається з ба-

гастотрічкових машин Тьюрінга, а K_2 — з однострічкових, і автомат \mathcal{A} з класу K_1 розпізнає мову за час $F(n)$, то можна побудувати автомат \mathcal{B} з класу K_2 , який розпізнає Π за час $F^2(n)$. Точніше, для моделювання $F(n)$ кроків роботи автомата \mathcal{A} на автоматі \mathcal{B} потрібно буде не більше як $F^2(n)$ кроків.

Якщо копії (елементи) *автоматів зростають* класу K_1 з'єднані одна з одною так, що для кожного елемента кількість елементів, віддалених від нього на відстані r , істотно більша на ту саму величину, для автоматів класу K_2 (напр., n^2 і n), то існує автомат \mathcal{B} з K_1 , який ніяким автоматом з K_2 не можна моделювати так, щоб на моделюванні одного кроку роботи \mathcal{B} було затрачено не більше за фіксовану кількість кроків. За K_1 і K_2 можна взяти, напр., класи двовимірних і однозмірних автоматів Неймана — Черча.

Крім звичайних детермінованих обчислень, розглядають ще й інші концепції обчислювання: недетерміновані, імовірнісні, частотні. При недетермінованому обчислюванні переходу конфігурацій є неоднозначними, на кожному кроці обчислювання вибирають одну з кількох можливих конфігурацій. Складність недетермінованого обчислювання визначають за найкращою з допустимих «траєкторій». Виникає питання: наскільки складним є детерміноване обчислювання, яке дає той самий результат, що й це недетерміноване обчислювання? Встановлено, що, коли мову розпізнають на недетермінованій машині Тьюрінга з вхідною стрічкою так, що ємність робочої стрічки $F(n) \geq \log n$, то її розпізнають і на детермінованій машині Тьюрінга з ємністю $F^2(n)$. При обчислюванні на *автоматах імовірнісних* і при частотних концепціях обчислювання, коли правильний результат можна одержати лише з деякою імовірністю або частотою, ніколи можна прискорити або спростити обчислювання (див. *Імовірнісна машина*).

IV. Зв'язок між складнішими характеристиками класів ф-цій і мов та їхніми структурними, логічними, алгебричними та ін. властивостями. Для деяких відомих класів *рекурсивних функцій* і мов вдається одержати точну характеристику в складнісних термінах. Напр., клас примітивно-рекурсивних ф-цій складається точно з тих ф-цій, С. о. яких обмежено певною рекурсивною ф-цією; клас мов безпосередніх складових збігається з класом мов, що їх розпізнають недетерміновані машини Тьюрінга з ємнісною сигналізуючою ф-цією $F(n) = n$.

Для класів мов, визначених у складнісних термінах, вивчають питання про замкненість щодо операцій об'єднання, перетину й доповнення, а також операцій обернення слів, ітерації (за С. Кліни) тощо. Для класів ф-цій розглядають операції суперпозиції, доведення, множення і т. ін. Велику кількість результатів такого роду встановлено для ф-цій, обчислених за реальний час (див. *Обчислювання за реальний час на автоматах*). Будують складнісні ієрархії класів ф-цій

і мов, вивчають їхній зв'язок з відомими ієрархіями. Напр., якщо за вихідний клас взяти F_0 — клас ф-цій, обчислених на скінченних автоматах, і визначити F_i ($i = 1, 2, 3, \dots$) як клас ф-цій, обчислених на машинах Тьюрінга з ємнісними сигналізуючими ф-ціями, обмеженими ф-ціями в

F_{i-1} , то $F_{i-1} \subset F_i$ і $\bigcup_{i=0}^{\infty} F_i$ є точно класом елементарних (за Л. Кальмаром) ф-цій.

V. С. о. конкретних класів ф-цій і мов. Досліджують обчислювання осн. арифм. і теоретико-числових ф-цій на автоматах різного типу. Особливу увагу приділяють операціям додавання і множення чисел. Пропонувано ефективні способи обчислювання цих операцій на різних типах машин Тьюрінга, на ітеративних системах (див. *Автомати ітеративні*), на схемах з функціональними елементами з затримками та ін., для яких час обчислювання за порядком співпадає з нижніми оцінками.

Досліджують складність задач обчислювальної математики (знаходження коренів многочленів, добуток матриць, розв'язування систем лінійних рівнянь тощо), оцінювану кількість арифм. операцій. Її можна розглядати як С. о. на машині, серед елементарних команд якої є такі операції. Ця проблематика тісно пов'язується з тією, яку вивчають в обчисл. математиці під назвою методи обчислювання.

Великий інтерес становить питання про складність мов, що їх вивчають у *лінгвістичній математиці* та в *програмуванні ЦОМ*. Багато праць присвячено побудові й оцінці складності *алгоритмів розпізнавання* (аналізу) для класу безконтактних мов та деяких інших, цікавих як з погляду внутр. проблем лінгвістики, так і для розв'язування задач, пов'язаних з *моделлю програмування*. Для характеристики таких мов використовують різні типи автоматів, особливо з значальною пам'яттю.

Досліджують складність розв'язаних алгоритм. проблем, які виникають у різних галузях математики: алгебрі, теорії керуючих систем, програмуванні, *графів теорії* тощо. Напр., досліджують проблеми тотожності й спряженості для скінченно-визначених груп, проблеми розпізнавання повноти систем *булевих функцій*, проблеми розпізнавання еквівалентності для деяких класів *операторних слів*.

VI. Використання понять і методів теорії С. о. для уточнювання інтуїтивних уявлень про внутрішню й відносну важкість різних проблем. У багатьох задачах дискретної математики у зв'язку зі знаходженням оптим. розв'язку виникає проблема т. з. «повного перебору». Були спроби уточнити і з'ясувати це явище в складнісних термінах.

У термінах складності алгоритмів вдається визначити клас складних послідовностей, які задовольняють усім законам випадковості, а так би мовити, «абсолютно випадковими».

Вони в певному відношенні дуже нерегулярні, їх важко передбачити. В термінах С. о. можна ставити й розв'язувати питання і про те, наскільки складні «відносно випадковості (псевдовипадковості) послідовності.

Появляється відносно важкості розв'язаних множин (і відповідних ступенів важкості) можна уточнити, накладаючи на алгоритм зводення складніші обмеження. При цьому можна одержати багаті структури степенів.

VII. Міри складності й підходи, які враховують С. о. і складність опису алгоритму. Як одну з таких мір розглядають, напр., добуток числа внутр. станів машини Тьюрінга на сигналізуючу ф-цію; вивають залежності складності залежності алгоритмів, які обчислюють скінченні послідовності, від часу їхньої роботи. Від накладання ефективного обмеження на час роботи складність алгоритмів, які задовольняють це обмеження, може різко зрости. Літ. Тр а з т а в б р а т В. А. Сложности алгоритмов и вычислений. Новосибирск, 1967 [библиогр. с. 235—258] Ф и ш е р П. Многозначность и бесконечные автоматы. В кн. Кибернетический сборник. Новая серия. т. 5. М., 1968. Проблемы математической логики. Доклады алгоритмов и классов вычислимых функций. М., 1970. В. М. Абрамов.

СКЛАДНІСТЬ ТЬЮРИНГОВИХ ОБЧИСЛЮВАНЬ — міри складності обчислювань на Тьюрінгових машинах. Такими мірами складності в теорії автоматів є сигналізуючі функції (часова і змісна). Часова сигналізуюча ф-ція вказує для кожного початкового стану кількість тактів роботи машини, а змісна кількість використовуваних хвильок стрічки. Відомо, що існують рекурсивні функції, які не мають оптим тьюрінгового обчислювання, що розпізнавання повноти набору функцій алгебри логіки має часову сигналізуючу ф-цію порядку n^3 і не має кращої часової сигналізуючої функції та ін. Див. також Складність обчислювань.

СКЛЮЧУВАННЯ ЗАКОН — виразило, згідно з яким в алгебрі логіки формула вигляду $(A \& B) \vee (A \& \bar{B})$ еквівалентна формулі $A \vee B$. У цьому випадку кажуть, що ф-ли A та B та $A \& B$ склюються, дають ф-лу A .

СЛЕНГ — мова програмування, орієнтована на імітаційне моделювання систем з дискретними подіями. Розроблено й реалізовано П. в Ін-ті кібернетики АН УРСР 1966—68. Імітаційну модель системи зображують як алгоритм, можна реалізація якого на ЕЦОМ є імітацією сукупності подій, що становлять процес функціонування моделюваної системи. Зміст подій у моделі та послідовність проходження їх у часі відповідають змістові й послідовності подій у реальній (моделюють) системі, при цьому припускають, що кожна подія відбувається миттєво в певний момент часу. Сучасні системи (напр., інформаційні системи, автоматизовані системи управління, системи з розподілом часу) характеризуються значною кількістю компонентів, складністю структури, різноманітністю процесів і способів їхньої взаємодії, складністю алгоритмів керування. Добирати параметри систем у процесі проектування важко зада-

ча, бо ще не розроблено матем. апарату для аналізу їх.

Модель мовою СЛЕНГ зображається як сукупність описів процесів, кожен з яких являє собою програму, що складається з операторів та описової частини. Процеси моделі еквівалентні процесам реальної системи. Опис процесу визначає певний клас процесів, які можуть функціонувати одночасно. Кожній реалізації процесу в моделі відповідає особливий інформаційний об'єкт — повідомлення, яке містить сукупність значень параметрів, що характеризують цей конкретний процес, і спец. змінну, яка задає поточну координату даного повідомлення в програмі цього процесу. Ця змінна характеризує розвиток процесу. Процес може перебувати в активному стані (повідомлення, що відповідає йому, переміщується в програмі процесу) і в стані очікування. Поведінку реальної системи можна представити в моделі мовою СЛЕНГ як сукупну поведінку процесів, сумішених у дискретно змінному умовному часі. У мові СЛЕНГ є засоби для утворення в довідно задані моменти умовного часу нових процесів, засоби для завершення процесів та для описування їхньої взаємодії. Для лаконічного описування функціонування апаратних компонентів систем у мову СЛЕНГ введено спец. об'єкти (їх наз. пристроєм і пам'яттю), які є еквівалентами відповідних компонентів реальних систем (напр., ЕЦОМ). Процедурна частина мови СЛЕНГ являє собою скорочену мову АЛГОЛ-60.

Літ. К а л а ш н і ч е н к о Л. А. Формальное описание языка СЛЕНГ. В кн.: Теория автоматов, т. 1. К., 1967. Глазков П. М. (та ін.). СЛЕНГ — система программирования для моделирования дискретных систем. К., 1969 [библиогр. с. 412—413]. Л. А. Калинин.

СЛІДКУЮЧА СИСТЕМА — система автоматичного регулювання, що відтворює на виході з певною точністю вхідне керуюче (задавальне) діяння, що змінюється за часом перед певним законом. На елемент порівняння ЕП (вхід) С. с. (мал. 1) від зовн. джерела надходить керуюче діяння $\alpha(t)$, а через вимірювальний елемент ВЕ зі зворотним зв'язком подається регульована величина $\beta(t)$. В ЕП визначається відхилення (сигнал помилки) регульованої величини від керуючого діяння $\theta(t) = \alpha(t) - \beta(t)$, що з нього потім внаслідок підсилення та функціонального перетворення в підсилювачах-перетворювачах ПП, і ПП, формується регулююче діяння $\mu(t)$. У найпростішому випадку $\mu(t)$ може бути величиною, пропорційною відхиленню. У заг. випадку з регулювання закон входить як похідні, так і інтеграл цього відхилення (див. Коректуючі пристрої). Регулююче діяння, надходячи на вхід об'єкта керування ОК, змінює регульовану величину так, що її відхилення від керуючого діяння весь час дорівнює нулеві або близьке до нуля. ВЕ, за допомогою якого змінюється й подається регульована величина на ЕП системи, становить гол. зворотний зв'язок системи, який реалізує принцип регулювання

лексичної одиниці. Одині такі одиниці може відповідати кілька словникових статей. Заголовком словникової статті може бути основа слова (тоді йдеться про **с л о в н и к о с н о в**), словоформа (тоді йдеться про **с л о в н и к с л о в о ф о р м**) та фразеологічне словосполучення, яке може бути записане як послідовність самих лише словоформ або як послідовність основ і словоформ. До словника **и**х о в записують ту основу (або кілька основ) лексичної одиниці, від якої можна утворити всі форми даної лексичної одиниці за допомогою певних правил і таблиць, що містять списки афіксів (частини слів, які утворюють значення коренів слів). Завдяки цьому способу досягають значної економії пам'яті ЦОМ порівняно з словником словоформ. Вадю словників основ є те, що при такому способі записування заголовків може бути неправильно поділено словоформу тексту на основу й афікси під час пошуку (див. *Словниковий пошук*). Словник словоформ містить усі форми кожної лексичної одиниці. Під час роботи з словником цього типу відпадає потреба в морфологічному аналізі, але дуже збільшується обсяг пам'яті, зайнятої словником. У системі автомат. перекладу С. а. має, як правило, такі характеристики лексичної одиниці: перекладні еквіваленти; вказівка про те, що в цієї лексичної одиниці є й інші значення (тоді повинно бути задано й спосіб вибирання потрібного значення); морфологічні дані; а) частина мови, б) вказівка про словозміну, в) вказівка про словотворення, г) тип чергування; синтаксичні дані, семантичні дані, лексичні дані (слова, які вживаються з цим словом); стилістичні позначки; вказівка про те, що це слово складне і пишеться через пропуски; наголос, різні тех. характеристики (напр., кількість букв в основі). Іноді що сукупність характеристик наз. словниковою інформацією слова.

У С. а. порівняно зі звичайним двоимовним словником є такі особливості: словникова стаття С. а. має більше характеристик даної лексичної одиниці, ніж звичайний словник, С. а. поділено на два незалежні словники: вхідної й вихідної мови, між якими встановлюють відповідність, задаючи для кожного слова вхідної мови його перекладний еквівалент. С. а. надбавляється записується в ЦОМ на носії інформації певних видів (*стрічкові магнітні, дискані магнітні* тощо). Осн. методи записування заголовків словникових статей такі: заголовки кодують побуквенно; записують не сам заголовок, а його певний етикетаж; код; у машині заголовок не зберігається заголовки, а зберігається т. з. «дерево» букв. Суть методів етикетажного кодування полягає в тому, що з коду заголовка, що його добуто побуквенним кодуванням, одержують короткий код однакової довжини. Використовують і різні способи скороченого записування заголовків, напр., однокорові початки не повторюються під час записування основ. Такий запис зроблено в групі СЕТА (Гренобль, Франція) для автомат. перекладу з рос. мови

на французьку. Дерево букв — це таблиця таблиць. У першій таблиці зазначено всі букви, які можуть стояти на першому місці в слові; біля кожної букви цієї таблиці зазначено адресу таблиці букв, які можуть бути на другому місці після цієї букви і т. д. Біля останньої букви зберігається адреса словникової статті. Дерево букв не набуло широкого застосування, бо при такій побудові словника його важко поповнювати. При побуквенному кодуванні заголовки в С. а. розміщуються здебільшого за алфавітом. Але є й інші способи впорядкування, напр., за зменшенням довжини заголовків або за зменшенням частоти вживання відповідних лексичних одиниць.

З тих, що є тепер, словників великого обсягу, призначених для автомат. перекладу, заслуговує на увагу словник, складений у Гарвардському ун-ті (США). Цей рос.-англ. автомат. словник, який містить 12 000 рос. лексичних одиниць (прибл. 30 000 основ), успішно функціонує з 1959. Словник обслуговує система програми, яка дає змогу поновлювати його, підраховувати частоту слів у тексті, перевіряти інформацію до словникових одиниць тощо. Національна фіз. лабораторія (Англія) використала цей словник для проведення експериментів щодо перекладу текстів в радіотехніці й електроніці. Рос. частину цього словника група СЕТА використала в системі рос.-франц. перекладу. Велику роботу щодо складання п'ятимовного словника, призначеного для людини-перекладача, здійснили члени Брюссельського ун-ту разом з Термінологічним бюро Європейського об'єднання зусилля і стали (Люксембург). Цей словник (DISAUTOM) дає змогу перекладати тех. терміни з нім., франц. та голландської мови будь-якою з п'яти мов — англійською, голландською, німецькою, італійською, французькою. У словнику 6000 термінів, кожен з яких записано п'ятьма мовами, причому тут же п'ятьма мовами наведено контексти, в яких трапляється даний термін. Перекладач одержує переклади слів, які він віднаходить за даною мовою разом із списком контекстів, у яких він зустрічається. Великий англійський словник (700 000 англ. слів) є в Мангеймі (ФРН); машина видає всі переклади слів, що їх відзначити перекладач.

Лім. Жолковский А. К., Мельчук Н. А. О системе семантического синтеза. 1. Строение словаря «Научно-техническая информация». 1956 № 11. Göttinger A. O. Automatic language translation. Cambridge. 1960 (библ. с. 367-375). Bachrach J. A. H. raschberg L. et al. Le traitement de la version du Disautoma. В кн. 2^{ème} Conférence internationale... sur le traitement automatique des langues. Grenoble, 1967.

Н. Г. Арсентьев

СЛОВНИК ІНФОРМАЦІЙНОЇ МОВИ — нормативний словник, який містить усі лексичні одиниці мови інформаційної в зазначених парадигматичних відношеннях між ними. С. і. м. використовують для описування змісту документів і запитів у термінах інформаційної мови, тобто для формування пошукових образів документа та пошукових запитів. С. і. м. в загальному випадку склада-

ється з трьох осей, частин — лексика інформаційної мови. Її система парадигматичних відношень і система віднощностей між лексичними одиницями природної та інформаційної мов. С. і. м., що включає в себе одночасно всі ці частини, звичайно наз. інформаційно-пошуковим *тезаурусом*. У ньому, як правило, є заг. алфавітний список слів і словосполучень природної мови і лексичних одиниць (*дескрипторів*) інформаційної мови. У цьому списку одиниці природної мови на відміну від дескрипторів виділено тим чи іншим способом (розміщенням, шрифтом, позначками), а на множині дескрипторів задамо парадигматичні відношення (про способи задавання див. *Відношення парадигматичні в інформації*).

У багатьох інформаційно-пошукових тезаурусах дескриптори, на доповнення до алфавітного списку, згруповано в тематичні групи й (або) класи. Така організація інформаційно-пошукового тезауруса анатво полегшує процес *індексування*. У деяких інформаційно-пошукових системах (напр., «БІТ») С. і. м. поділено на два словники. Один з них містить лише переклади слів і словосполучень природної мови інформаційною мовою, а другий — усю лексику інформаційної мови, у т. ч. й систему парадигматичних відношень. Складаючи С. і. м., використовують адекватного інтуїтивні, статистичні методи і метод, що ґрунтується на аналізі словникових дефініцій. Процес створення С. і. м., від якості яких великою мірою залежить ефективність інформаційного пошуку, дуже складний і трудомісткий. Робляться спроби автоматизувати складання С. і. м.

Літ. Михайлова А. І., Черняв А. Я., Гиларевський Р. С. *Існуючі інформатизми*. М., 1968 (Бібліогр. с. 728-733). Арсенов М. В. *Некоторые принципы построения словаря типа «Тезаурус»*. «Научно-техническая информация», 1964, № 4. Барга Д. *Методика построения информативных тезаурусов*. В кн. *Словник перекладів по проблемам информационной теории и практики*. М. 17. М., 1970 (Бібліогр. с. 103-104).

Б. Ф. Стерехович.

СЛОВНИК ЧАСТОТНИЙ — список слів (словоформ або словосполучень), біля яких зазначають частоту вживання їх у вибірці з мовних творів (текстів) певного обсягу й змісту та в окремому тексті чи сукупності текстів, напр., одного автора. Залежно від характеру використаних текстів С. ч. являє собою статистичний опис лексики мови, стилю, підмови, автора, тексту. Відіні одиниці С. ч. можна розмістити або за алфавітом, або за спаданням частот. При розміщенні за спаданням частот кожній відіні одиниці присвоюють ранг, тобто порядковий номер слова з даною частотою в списку, впорядкованому за спадною частотою. В алфавітному списку рангів адекватного немає. Абсолютну частоту слова в обстеженій вибірці виражають мірою його вживаності в мові чи в даній сфері функціонування мови. Крім частоти слова, адекватного наводять і показник або відповідний коефіцієнт поширеності — кількість джерел, у яких траплялося слово, інколи абсолютна

частота замінюється чи супроводиться комбінованою оцінкою частоти й поширеності. У спеціальних (не розрахованих на масового читача) публікаціях, крім частоти, може бути зазначено й інші величини: міри розсіювання, межі *допущеного інтервалу*, відносну частоту, загромаджені частоти, інформаційні оцінки.

Найважливішими застосуваннями С. ч. є методика навчання мови, побудова маш. словників для автомат. обробки мовної інформації, визначення авторських та функціональних стилів, типологічні дослідження, створення командирських і диспетчерських мов, розв'язування проблем кодування і дешифрування документів (див. *Дешифрування текстів. Кодування теорія*). С. ч., як правило, не пояснюють лексичних значень відіні одиниць: ті, де це пояснення, можна вважати за семантичними. Серед семантичних виділяються одномовні й двомовні (перекладні) С. ч. Двомовні С. ч. укладають переважно на базі текстів обмеженого змісту. Для укладання С. ч. дедалі частіше застосовують електронні *цифрові обчислювальні машини*.

Літ. Штейнфельдт З. А. *Частотный словарь современного русского литературного языка*. Таллин 1963. Фрумкина Р. М. *Статистические методы изучения лексики*. М., 1964 (Бібліогр. с. 111-114). *Статистика речи*. Л., 1968. *Статистика текста*. Т. 1. З. Микс, 1969. 70. Johnson H. H. *The Russian word count and frequency analysis of grammatical categories of standard literary Russian*. Detroit, 1953; Кукоба Н., Франкл В. М. *Computational analysis of present-day American English*. Providence, 1967. Матрешко Л. *Частотный словарь словосочетаний*. Брестская, 1969 (Бібліогр. с. 726-729); Ермоленко Г. В. *Лингвистическая статистика*. Краткий очерк в библиографическом указателе. Алма-Ата, 1970. П. М. Алексеев.

СЛОВНИКОВИЙ ПОШУК — знаходження для слова (лексичної одиниці) відповідної статті в словнику відповідної словникової статті в словнику *автоматичному*, причому пошук провадиться відповідно до деякого алгоритму. С. п. можна поділити на два етапи: попередню обробку тексту для скорочення сумарного часу пошуку, якщо це вигідно (якщо пошук ведеться в словнику великого обсягу для текстів великої довжини), і власне пошук словникових статей. Відомі такі види попередньої обробки текстів: 1) розміщення словоформи тексту в алфавітному чи іншому порядку; 2) складання списку слів тексту без повторень; 3) виділення основи у слів тексту (при пошуку в словнику основ). При пошуку в словниковій статті відшукуються заголовки словникових статей, що відповідають словоформам з тексту чи попередньо складеного списку. Критерієм відповідності може бути: 1) збіг словоформи тексту і словоформи словника (при пошуку в словнику словоформи) або виділеної основи й словникової основи (при пошуку в словнику основ); 2) додержання певного співвідношення між заголовком словникової статті та словоформою тексту (напр., заголовок вкладається в дану словоформу або заголовок можна вкласти в словоформу, застосувавши до нього правила чергування); 3) збіг числового коду, обчислюваного за словоформою тексту, з кодом заголовка чи адресою статті. У випадку 2) і 3) мо-

же бути кілька заголовків, що відповідають шуканому слову.

Вибір алгоритму пошуку залежить від того, як побудовано словник, у якому здійснюється пошук. Проте для всіх алгоритмів пошуку в словниках, де застосовують побуквену кодування заголовків, характерним є те, що спочатку намагаються якомога простіше й економічніше виділити зону пошуку, а всередині виділеної зони пошук провадиться простим перебиранням або за допомогою дихотомії — послідовного поділу зони пошуку навпіл. Хоча метод дихотомічних проб досить економічний щодо часу (для пошуку в словнику з N словникових статей треба виконати не більше як $(\log_2 N) + 1$ порівнянь), у чистому вигляді, тобто без попереднього визначення вузької зони пошуку, його не застосовують, бо він передбачає одночасне зберігання в ОЗП усього словника. Напр., при складанні словника словоформ рос. мови (230 000 словникових статей), розрахованого на матем. тексти, в Уейнському ун-ті (США) застосовували такий метод. Під час записування словника на диски *магнітні* автоматично складалася таблиця, в якій відзначалися перші п'ять букв тієї рос. словоформи, що записувалася останньою на кожну доріжку (на диску — 250 доріжок). Під час пошуку спочатку за першими п'ятьма буквами слова визначається номер потрібної доріжки, потім застосовується метод дихотомічних проб.

При пошуку в словнику основ, якщо основа слова виділена заздалегідь, використовують ті самі методи пошуку, що й при пошуку в словнику словоформ. А якщо ніякої попередньої обробки словоформи тексту не провадять, С. в. тісно переплітається з морфологічним аналізом. Напр., відшукують таку основу (заголовок словникової статті), яка вкладається в дану словоформу. Те, що при цьому залишається від словоформи, вважають афіксом. Може бути кілька варіантів розчленування словоформи на основу й афікси. З них вибирають ті, в яких одержані афікси єдопустимі при даній основі (інформація про допустимі афікси записується в словнику біля основ). Такий метод пошуку використовують, напр., у системі рос.-франц. перекладу в групі СЕТА (Гренобль, Франція), де пошук у словнику основ здійснюють дві програми. Перша розбиває словоформу на основу та афікси, друга — вибирає серед них допустимі й видає про них відповідну словникову інформацію.

Якщо С. в. здійснюється в словнику, де для записування заголовків застосовують методи стислого кодування (якщо з'явився через недостатній обсяг пам'яті машини), то код кожної словоформи тексту спец. алгоритмами перетворюється на деяке число, за яким визначається адреса словникової статті. Для випадку, коли адреси, одержані при стискуванні різних слів, збігаються, передбачено способи розрізнення цих штучних основів.

Лит. Вратчиков М. Л., Фитиналов С. Я., Цейтлин Р. С. О структуре словаря и кодирование информации для машинного перевода. В кн. Материалы по машинному переводу, об. 1. Л., 1958. Буут Э., Буут К. Автоматическое цифровое машинное Перевод. М., 1959 (Библиогр. с. 244, 315).

Н. Г. Арсентьев.

СЛОВО — 1) У лінгвістиці — один з видів структурних елементів мови, що відрізняється від свідомості того, хто говорить. С. є частинами, з яких утворюються речення. Всі С. за їхніми значеннями і функціями поділяються на повнозначні й неповнозначні. Повнозначні С. відповідають певним поняттям; неповнозначні С. вказують на синтаксичні відношення між повнозначними С. 2) У теорії алгоритмів — скінченний рядок букв. Під буквами тут розуміють символи, які в сфері їхнього застосування, що розглядається, є цілими й незмінними і мають ту властивість, що про будь-які двох з них завжди відомо, однакові вони чи різні. Число букв, що входять до складу С., наз. довжиною слова. За домовленістю, поряд з С., що мають довжину, порану цілими додатними числами, існують С., довжина яких дорівнює нулеві. У такому С., за вжиттям, немає жодної букви, і його наз. пустим С. Різниця С. наз. відступом. У всякому непустому С. за кожною буквою (крім однієї, що наз. кінцем С.) безпосередньо стоїть одна і лише одна буква, яка належить даному С., а кожна буква (крім однієї, що наз. початком С.) стоїть за однією і лише однією буквою, яка належить даному С. В окремому випадку С. може складатися з однієї букви, яка є одночасно його початком і кінцем. Щоб об'єктивізувати розглядання С., застосовують такий спосіб Розглядають С., яке складається з парами різних букв, які наз. алфавітом. Кожну букву, однакову з одною з букв алфавіту А, наз. буквою в А. Слово, що складається з букв в А., наз. словом в А. До букв, об'єднаних в алфавіт, ставиться вимога, щоб утворені з них С. не допускали різночитань, тобто, щоб ці С. не допускали кількох розкладів на букви. Це не завжди можливо. Напр., якщо буквами є а, а', b, b', то — С. а' b можна розкласти на букви двома способами а' b і a' b.

В теорії ЦОМ, що становить сферу практичного застосування алгоритмів теорії, широко використовують термін *машинне слово*, який означає С. мовою машини (див. *Мова машини*), що сприймається *оперативним запам'ятовувальним пристроєм*, *арифметичним пристроєм* або *пристроєм керування* як єдине ціле. Прикладом машинних С. є команди, з яких утворено програми, а також коди операндів (числових або цифрових), над якими виконуються *операції машинні*. В машинах можуть використовуватись С. однакової і змінної довжини.

М. А. Криничий.
СМУГ МЕТОД — один з наближених методів розв'язування лінійних інтегральних рівнянь. Див. *Інтегральних лінійних рівнянь способи розв'язування*.

СНОВОД — мовна програмування, призначена для обробки рядків. Під рядком розуміють довільну послідовність букв, цифр та ін. знаків. Первісну інформацію з мови С. представляють у вигляді рядків. Кожному рядкові надають назву. Напр., рядок з назвою **РЯДОК 1** може бути з букв «РЕВЕ ТА СТОГНЕ ДНІПР ШИРОКИЙ».

Осн. видами дій над рядками, що їх допускають у мові С., є формування рядків, пошук у рядку виходження рядка даного зразка — порівнювання зразків і замінювання частини рядка ін. рядком — підстановка. Рядки можна формувати або задаванням змісту рядка з ланка, або використанням назви раніше сформованих рядків. Дopusкається комбінування цих способів. Напр.,

РЯДОК 1 — «РЕВЕ ТА СТОГНЕ ДНІПР ШИРОКИЙ».

РЯДОК 2 — «СЕРДИТИЙ ВІТЕР ЗАВИВАЄ»;
ТЕКСТ — **РЯДОК 1** «**РЯДОК 2**».

Порівнюванням зразків наз. процес установлення сходження заданого рядка в якийсь ін. рядок. Так, правило: **РЯДОК 1** «ДНІПР» перевіряє, чи є в рядку **РЯДОК 1** підрядок «ДНІПР» (зразок «ДНІПР»). У зразках можна використати рядкові зміни для позначення рядків. Наприклад правило:

РЯДОК 1 «РЕВЕ ТА СТОГНЕ» *ЗМ* «ШИРОКИЙ» досліджує, чи є в рядку **РЯДОК 1** підрядок «РЕВЕ ТА СТОГНЕ», за яким іде підрядок «ШИРОКИЙ». Проте між ними може бути й довільний підрядок, який присвоюють як зміст рядковий зміни ЗМ (у цьому випадку підрядок «ДНІПР»), і під цією назвою надалі можна використовувати його як самостійний рядок. Існують і ін. види рядкових змінних. Так, напр., *S/ «бе» означає довільний підрядок, що складається з 5 символів, а *S) — збалансований рядок, тобто рядок, у якому кількість відкриваючих дужок дорівнює кількості закриваючих. Осн. видом перетворення рядків є підстановка. Напр., правило:
РЯДОК 1 «ДНІПРО» — «БУГ», замінює в рядку **РЯДОК 1** «ДНІПРО» на «БУГ».

Програма мовою С. являє собою послідовність операторів. Кожний оператор складається з трьох частин: мітки, що є назвою оператора, правила, яке може бути одним з перелічених вище видів, і вказівки переходу чи переходів. Мову С. широко застосовують для машинного аналізу текстів, написаних природною мовою, зокрема при програмуванні завдань машинного перекладу. Засоби мови С. часто використовують, створюючи мови програмування, що включають апарат обробки символічної інформації.

Лит. Fagberg D. J., Griswold R. E., Polonatzky I. P. **СНОВОД**, a string manipulation language. «Journal of the Association for Computing Machinery», 1961, v. 11, № 1.

«СОЛЯРТРОН ЕЛЕКТРОНІК ГРУП» (The Solartron Electronic Group, Ltd) — асоціація, що об'єднує бл. двох десятків англійських і дочірніх зарубіжних компаній по випуску електронних пристроїв. Заснована 1954 на базі фірми Solartron Laboratory Instruments,

Ltd, створеної 1948. Осн. продукція фірми — електронні та вимірювальні прилади, радіолокаційні тренажери, навчальні машини, аналогові й гібридні обчисл. машини. З 1966 випускає серію гібридних обчисл. машин Hybrid-7 Series. Найбільші моделі цієї серії мають до 160 розв'язувальних підсилювачів. Завод обчисл. машин і тренажерів — у м. Фарборо (Великобританія).

Лит. Яськов Ю. Я. Электронная вычислительная техника и капиталистическая экономика. М., 1968. Зейдлерберг В. К., Матвеевко В. А., Тароватова В. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1970 г. М., 1970.

С. Ф. Колубовский.

СОРТУВАЛЬНА МАШИНА — машина, призначена для автоматичного розкладання перфокарт на окремі групи за заданими ознаками. Осн. функція С. м. — підготувати перфокарти для наступного процесу обробки, тобто для табуляції у процесі статистичної обробки даних. У комплекті лічильно-перфораційних машин (див. *Комплект перфораційних обчислювальних*) (С. м. є найпродуктивнішою (тех. продуктивність — 400 перфокарт за хвилину). Для підрахування кількості перфокарт у машині є спец. лічильний пристрій. Машина виконує такі операції: сортування за однією фіксованою колонкою, сортування за певною ознакою, сортування в об'єднаннях груп тощо.

Гол. вузлами й механізмами С. м. є електропривод, механізм подавання перфокарт, сортувальний механізм, електр. комутатор, механізм переміщення перфокарт, 13 сортувальних жарманів, з яких 12 відповідає числу позицій у перфокарті, а тринадцятий — запасний, призначений для перфокарт, на яких нема вічок по колонці, яку сортують.

Сприймання вічок в електромех. С. м. здійснюється електр. способом за допомогою контакту сортувальної щітки або блоку щіток з контактним задником, усі механізми приводять у дію електродвигун. С. м. забезпечені механізмом автомат. зупинки в ті моменти, коли перфокарти зминаються, переповнюється один з сортувальних жарманів, з приймального магазину виходить остання карта.

В СРСР випускали електромех. С. м. С45 та С80-5 для роботи відповідно з 45- і 80-колонковими перфокартами. Наприкінці 60-х рр. освоєно серійне виробництво електронних С. м.

Лит. Вадкович Н. С., Естигнев Г. П., Кришук В. Н. Цифровые вычислительные машины. М., 1961. Акимов В. В., Четверков В. Н. Основы теории и проектирования цифровых вычислительных машин. М., 1965 (бібліот. з 480).

О. О. Бржозовко.

СОРТУВАННЯ ДАНИХ — обробка інформації, в результаті якої елементи її розміщуються в певній послідовності залежно від значення деяких ознак елементів, що наз. ключовими. Найпоширенішим видом С. д. є впорядкування масиву розмішування записів сортованого масиву в порядку монотонної зміни значення ключової ознаки.

С. д., розміщений усередині *оперативного ядра* в *оперативного пристрою* (ОЗП), з до-

вільним вибиранням, наз. внутрішнім сортуванням. С. д. з обсягів значно перевищує ємність ОЗП, просядять з використанням зовнішніх запам'ятовувальних пристроїв обчисл. системи (*стрічки магнітні, диски магнітні тощо*) і наз. зовнішнім С. д. Найважливішою характеристикою процесу С. д. є його продуктивність, яка вкладається часом, що витрачається на виконання сортування. Другою важливою характеристикою процесу С. д. є обсяг пам'яті, необхідної для виконання сортування (див. *Пам'ять ЦОМ*). Продуктивність і потреба в пам'яті залежать від застосовуваного методу сортування.

Існуючі методи внутрішнього впорядкування інформації можна поділити на два класи: 1) методи, за якими для виконання впорядкування досить і мінімального обсягу пам'яті, рівного обсягом сортуваного масиву записів (метод Шелла, Р-операторний, вставки та ін.); 2) методи, які потребують виконання мінім. (або близького до мінімального) часу сортування (методи зливання, сортування за шпалюю ознак, деревоподібного сортування, вибору й заміни, обміну на основі системи числення та ін.).

В існуючих методах зовн. сортування час звертання до зовнішньої пам'яті системи займає значну частину (до 90%) загального часу сортування. Тому важливою метою методів зовнішнього С. д. є мінімізація кількості переглядів сортуваного масиву, записаного в зовнішній пам'яті, яку використовують, як правило, в режимі послідовного вибирання. Більшість відомих методів зовнішнього сортування (балансний, каскадний, багатофазний та інші) складаються з кількох етапів. На 1-му етапі записи сортуваного масиву з'являються групами в актиді магнітної стрічки в ОЗП і впорядковуються там за допомогою методів внутрішнього впорядкування, а потім записуються на вихідну магнітну стрічку. Внаслідок 1-го етапу сортування масив записів поділяється на початкові групи, можна з яких з впорядкованою. На 2-му етапі провадиться зливання (об'єднання) по n_1 впорядкованих груп записів у загальну впорядковану групу. В результаті кількість записів, що входять до однієї впорядкованої групи, збільшується в n_1 разів. На 3-му етапі провадиться зливання по n_2 збільшених груп записів у нові впорядковані групи і т. д. доти, поки не сформується одна впорядкована група, до якої входять усі записи первісного масиву. При $n_1 = n_2 = \dots = n_k = n$ для впорядкування треба здійснити не більше як $\log_n N + 1$ переглядів первісного масиву, де N — кількість початкових груп, одержаних на 1-му етапі зовнішнього впорядкування. Процес зливання впорядкованих груп записів відбувається так. Ці групи записів вводяться до ОЗП (цілком або частинами). Розглядаються ознаки перших записів кожної групи. З них вибирається найменша (при впорядкуванні за

зростанням), і запис, якому ця ознака належить, включаться до формованої групи. Натомість у розгляд вводиться ознака наступного запису в тій групі, якій належав запис, включений до формованої групи, знову вибирається найменша з розглядуваних ознак і т. д. доти, поки до формованої групи не буде включено всі записи об'єднуваних груп. Кількість переглядів сортуваного масиву зменшується зі зростанням n , а час сортування записів при кожному перегляді збільшується. Тому існує таке оптимальне n , яке мінімізує машинний час, затрачений на впорядкування цього масиву. Величина n тим більша, чим більша швидкодія обчисл. машини й чим менша швидкість обміну з П зовнішнього пам'яттю.

Крім зливання впорядкованих груп записів, для С. д. застосовують і метод поділу масиву, при виконанні якого записи масиву діляться на групи залежно від значення певного розряду коду ключової ознаки. Впорядкування масиву закінчується після поділу його на всіма розрядами коду, починаючи з молодшого. Поділ масиву застосовується переважно при впорядкуванні масивів перфокарт на електромех. пристроях. Щоб зменшити витрати на багаторазове пересилання елементів в процесі С. д., коли розмір сортуваних записів значно перевищує розмір їхніх ключових ознак, С. д. провадять за допомогою допоміжного масиву т. з. слів-ознак. Кожне слово-ознака містить певну ключову ознаку й адресу розміщення в пам'яті елементу масиву, що має цю ознаку. Після сортування масиву слів-ознак провадиться одноразове перезаписування елементів сортуваного масиву на потрібні місця відповідно до адрес слів-ознак. Застосовувати такий метод доцільно в запам'ятовувальних пристроях з довільним та квазідовільним вибиранням (магнітні диски тощо).

Окремим видом С. д. є групування елементів масиву інформації. Внаслідок виконання його всі елементи з однаковими значеннями ключової ознаки в масиві розміщуються поруч.

Лит. Алферова З. В., Волочик М. А. Сортування інформації з допомогою електронних вычислительных машин, М., 1965. Ollie B. C. Sorting on computers. «Communications of the Association for Computing Machinery», 1963, v. 6 № 5.

Л. І. Шадков

СОЦІОЛОГІЧНІ ПИТАННЯ КІБЕРНЕТИКИ — область філософських питань кібернетики, пов'язаних з осмислюванням вкладу кібернетики в соціальний розвиток і в науку про суспільство й людину. С. п. х. охоплюють *проблему людини — машина* й філософсько-методологічні питання, які виникли внаслідок застосування кібернетики та її тех. засобів в управлінні суспільством, в економіці й економіч. науці, лінгвістиці, психології, педагогіці, праві, історичній науці, в області культури й мистецтва.

Кібернетика виникла в епоху прискорення темпів розвитку суспільства й суспільних зв'язків, що надзвичайно ускладнюються

Вона зачепила багатоманітні аспекти суспільного життя, розкрила нові джерела для розв'язування конкретних проблем. Автоматизація та її вища форма — кібернетизація — важливий фактор розвитку сучас. суспільства, потужний засіб інтенсифікації й оптимізації суспільного виробу. Прискорений розвиток продуктивних сил соціалістич. суспільства в епоху сучас. науково-технічної революції породжує зміни в структурі й характері суспільних відносин. Завдання соціального аналізу, прогнозування, планування й управління полягають у тому, щоб виділити конкретні й найістотніші фактори автоматизації й кібернетизації й виявити породжувачі ними дії соціальних змін, чітко формулювати пов'язані з цими змінами соціальні проблеми й накреслити шляхи розв'язування їх.

Осн. проблемою С. п. к. є проблема співвідношення між можливостями суспільної людини й кібернетичних пристроїв, які представляють конкретизацію ідей, що групуються навколо осн. гіпсологічного результату кібернетики. Цей результат полягає в тому, що будь-яку сферу діяльності людей (у т. ч. діяльності інтелектуальної), описану мовою з чіткою семантикою, принципово можна передати машині (див. *Філософські питання кібернетики*). Хоча методологічна функція цього результату досить серйозна, в нього не входить неприпустимість якихось апріорних обмежень можливостей кібернетичних пристроїв (у т. ч. пристроїв, які можуть з'явитися в майбутньому, за будь-якого розвитку цивілізації), реальну застосовність його скланою тим, що він передбачає абстракцію потенціальної віднесеності. Відмова від цієї абстракції переводить проблему можливостей кібернетичних пристроїв у питання про фактичну здійсненність (на даному ступені розвитку науки) математико-логіч. формалізації (з чим чи іншому, може й ослабленому, значенні, напр., у дусі програмування евристичного) задач якогось класу й автоматизації розв'язування їх за допомогою кібернетичних машин і автоматів, які є в розпорядженні цивілізації. Фактичну здійсненність такої формалізації визначають досягнуті (на даному етапі) рівень науки й конструктивні (інженерні) можливості людства, можливості суспільства в оперуванні певною кількістю речовини й енергії, його здатність реалізувати процеси заданих просторово-часових масштабів і складності.

Межа між потенціальними і реальними завжди існує, але вона зсувається з процесу розвитку науки й практики. В цих зсувах — втіленні діалектики абстрактного й реально можливого — й полягає прогрес кібернетики. Однак у самій цій діалектиці ще немає чіткого прогресу: він детермінований соціальними факторами, у т. ч. характером і протіканням ліній науково-тех. розвитку, як невід'ємного елемента суспільного розвитку взагалі. Поняття конструктивних можливос-

тей людства (на даному ступені суспільного розвитку) необхідно включати в себе — як провідний — соціальний фактор: діяльність людей відбувається в певних суспільствах, у соціально обумовлених формах, за певних соціальних структур. Істотна риса людської діяльності — її цілеспрямований характер, і відповідь на питання про реальні можливості кібернетичних пристроїв на даному етапі соціально-історичного й науково-тех. розвитку залежить не лише від досягнутих конструктивних можливостей людства, а й від характеру мети, яку воно ставить. Тому можна припустити ситуацію, коли якийсь напрям техніко-кібернетичного розвитку, реально здійснений за даного історичного ступеня, виявиться осторонь від головної мети, яку ставить суспільство, і через це не набуде (повністю або в істотній своїй частині) реалізації; такою метою може стати, напр., створення антропоморфних (людиноподібних) кібернетичних пристроїв.

У період становлення кібернетики обговорювалося питання про можливість емісляч. машин. Тепер усвідомлено, що наука (зокрема, психологія) ще не виробила потрібних точних понять щодо цього. При будь-якому розумному визначенні мислення сучас. кібернетичні машини не мислять; часто змислений вираз еміслячі машини слугить значайно для того, щоб підкреслити схожість функціонування сучасних автоматів і роботи мозку людського мислення. Переконаємося в філософському ядві є гіпотеза про те, що машини й не будуть мислити, як людина, як розумна істота, що живе в суспільстві, має інтелектуальні (й інші) потреби, має свідомість і самосвідомість і користується природною мовою, щоб обмінюватися думками з іншими розумними істотами.

Математично осмисленим еквівалентом (уточненням, експлікатом) питання про можливість емісляч. машин є задача кібернетичного моделювання інтелектуальних процесів. Кібернетика й створювалася в руслі її концепцій перетворювачі інформації й програма для ЕОМ забезпечують дедалі ширші можливості виходу в глибокі області формалізованого представлення й модельного відтворення мислительних процедур. Особливу роль покликані тут відіграти евристичні методи (див. *Евристика, Програмування евристичне*).

Матем. і тех. моделювання розумової праці людини дежить в основі кібернетичної автоматизації інтелектуальних процедур (див. *Штучний розум*). Така автоматизація є настійною необхідністю для сучас. науки й техніки, для суспільства загалом. У ході її створюють машини й машинні програми, які дають змогу заповнювати прогалини щодо недоліків людського пізнавального апарату (пов'язані, напр., з недостатньою швидкодією окремих людини, з її обмеженою надійністю, вадами щодо точності розв'язування багатьох задач тощо), розширювати можливості інтелекту за допомогою кібернетичних мис-

літальної здатності літасиломачів. Псевдопроблема елюдіна або кібернетична машина — слід замінити проблемою елюдіна з кібернетичною машиною чи без неї, розв'язання якої в принципі є очевидним (див. *Взаємодія людини з обчислювальною машиною*). Кібернетичні засоби переробки інформації в перспективі дадуть змогу людині-дослідникові зосередити увагу не на пошуку інформації (як це часто буває), а на науковій та інженерній творчості.

Кібернетика дає нові аргументи на користь діалектично-матеріалістичної тези про величезне значення машин як продовження природних сил людини, про машину — помічника людини, що служить для помноження її сил у різних сферах діяльності. Розв'язуючи питання про реальні можливості й значення машинного моделювання процесів мислення, слід урахувати соціальну обумовленість мислення, свідомості, ксмічного життя людини і її діяльності, органічний результат якої і є кібернетичні пристрої.

Підвищення рівня автоматизації веде за собою зміну змісту й умов праці: дедалі більше місця в праці займає управління й контроль; нові, дедалі складніші зв'язки людини й машини стають витанями про опт. організацію взагалі. (див. *Психологія інженера*), виникають необхідність у переизвалізації різних категорій працівників, нові завдання в підготовці кадрів; підвищується ступінь задоволення роботою, збільшується виробничий активність членів суспільства; створюються передумови для естетизації виробничого середовища.

В міру розвитку вироб. удосконалюються його організаційні форми й підвищується культура праці. Вже тепер велике місце займають *сіткові методи планування й управління та автоматизовані системи управління на основі ЕОМ*, підвищується алагодженість, економічність, точність і естетичність праці. Змінюється місце виробника в системі вироб. — працівник входить за рамки суто виробничих завдань у сферу проблем економ. й соціального управління, а це є одним із важелів перетворення соціалістич. державності в суспільне самоуправління.

Підвищення ефективності праці істотно впливає на її розподіл і на зайнятість населення, на зміну структури бюджету й особистого часу трудящих. Створюються об'єктивні умови для збільшення міграції населення, повсякденної уваги потребують проблеми трудолаштування. Однак розв'язування завдань автоматизації й кібернетизації в різних сферах суспільного життя не є автоматичним процесом, воно залежить від цілеспрямованої діяльності соціалістич. суспільства, його планових і господарчих органів. Лише наукове управління суспільством дає змогу оволодіти соціальними процесами й використати тенденцію до скорочення робочого часу на благо людини.

Автоматизація й кібернетизація ведуть, насамперед, до зміни в характері й структурі

управлінської праці, в структурі підпорядкованості підрозділів і розподілі функцій між ними; передавши машині алгоритмізовані процедури в управлінських роботах, організатор-керівник піднімається на рівень розв'язання завдань стратегічного плану. В цих умовах спостерігається тенденція до збільшення частки розумової праці в праці фізичній, тобто тенденція інтелектуалізації фіз. праці. У зв'язку з цим відповідальні завданням в розвитку суспільного вироб. (пов'язані з випереджальними темпами розвитку науки і техніки в порівнянні з темпами зростання вироб., з перетворенням науки на продуктивну силу суспільства) покладаються на працівників інтелектуальної праці. Автоматизація й кібернетизація істотно сприяють стиранню різниці між містом і селом, стиранню національних і соціальних відмінностей в організації побуту. Істотною тенденцією до типізації й стандартизації продукції, яку в кінцевому підсумку націлено на забезпечення опт. функціонування людини в побутовому середовищі, яке відзначається високим рівнем раціональності, зручності й комфорту. Інтелектуалізація й естетизація праці й збільшення в ній частки творчості суттєво підвищують суспільну цінність особи й тим самим створюють сприятливі умови для гуманізації значаї й людських взаємовідносин.

Великого значення набула розробка основ економ. будівництва, госп. розрахунку й планування. Економіко-математичні методи знаходять тут широке поле застосування. Ймовірно-статистичне вираження соціальних закономірностей, наявність інформаційного аспекту в зв'язках, роль управління в суспільних взаємовідносинах стали очевидними. Це є об'єктивною основою проникнення ідей, методів і засобів кібернетики в сферу економ. і конкретних соціологічних досліджень. При цьому суспільство розглядають як кібернетичну систему з багатовимірною сіткою прямих і зворотних зв'язків. Економіку суспільства теж розглядають як кібернетичну систему, яка перебуває в складній взаємодії з природою (природні й трудові ресурси) й соціальними (включаючи демографічні, психологічні, біо-психологічні й інші фактори) середовищем. Описування поведінки екон. систем за різних змін природного й соціального середовища й вибір оптимальних варіантів управління нею здійснює кібернетика *топологічна*, яка застосовує теорію й методологію кібернетики для досліджень і вдосконалення економ. систем.

Велика ділянка різноманітних соціальних зв'язків, соціальне середовище — самостійний предмет дослідження. Кібернетика стає джерелом матем. апарату й засобів техніки для моделювання функціонування й розвитку соціальних об'єктів (систем) і вибору опт. варіантів управління ними. Важливим каналом впровадження кібернетики в сферу вивчення соціальних явищ і управління ними є соціологічні дослідження. Головне місце в

них посідає проблема праці, досліджувана під кутом зору розвитку соціалістич. суспільних відносин за умов автоматизації й кібернетизації. Розглядають такі питання, як класифікація груп робітників за змістом праці, навчання впливу праці на суб'єктивне ставлення робітника до праці, аналіз і розробка шляхів, методів і засобів професіонального добору й навчання. Досить складне суспільне явище — міграційні процеси, досвід моделювання їх показує, що за умов планового господарства є принципово можливим ефективне управління цими процесами. Вивчення суспільної поведінки людини й суспільних груп — велика галузь соціологічних питань, де також застосовують методи й засоби кібернетики. Проводять конкретні соціологічні дослідження й обробляють масову інформацію практично неможливо, коли не використовувати *імовірністну теорію й математичну статистику, кореляційний аналіз, ігор теорію, операційні дослідження, масового обслуговування теорію* тощо й що застосовувати тех. засоби кібернетики, засади перед ЕЦОМ та інформаційні машини.

В гуманітарних науках кібернетичний підхід вносить великий вклад у реалізацію високої точності досліджень. Такий підхід насамперед сприяє чіткішій визначеності понять, застосовуваних у науках про людину. Він призводить до запровадження відповідних кількісних критеріїв, до побудови раціональних мов описування, створює умови для систематизації й осмислювання фактичного матеріалу, для переходу до етапу формалізації. Істотним є те, що цей підхід до об'єктів гуманітарних наук потребує аналізу досліджуваних у них явищ як функціонування систем, які мають певну історію, що й можна відображати строгими математико-кібернетичними термінами. Мови описування цих об'єктів можуть бути й загальною природи, напр., їх можна побудувати на основі ідей і символіки логіки (прикладом можуть бути роботи щодо формалізації теорії етики, де використовують особливу деонтичну, або нормативну, логіку). Звідси тенденція застосовувати в гуманітарних науках методи *семіотики, ідей й засоби* якої є одним з ефективних шляхів проникнення в науки про людину сталою мислення, який відповідає ідеалові строгості. З філософсько-методологічних позицій застосовність ідей, методів і засобів кібернетики в гуманітарних науках ґрунтується на діалектико-матеріалістичних принципах єдності кількості і якості, формального й змістового підходів.

Ефективність застосування кібернетики продемонстровано вже в багатьох галузях — у юриспруденції, психології, лінгвістиці, історіографії, в галузі досліджень культури й мистецтва. Широкого застосування набули роботи, пов'язані з застосуванням ідей і засобів кібернетики до завдань навчання людини. Ідеї кібернетики перебувають тут у безпосередньому зв'язку з *програмованим навчанням*. З позицій кібернетики процес

навчання розглядається як процес управління розвитком знань, умінь і навичок людини, і найважливішим завданням кібернетики тут є оптимізація навчального процесу.

Отже, кібернетика, її логічні й матем. основи й тех. засоби є важливим засобом розвитку наук про суспільство й людину. Кібернетичні застосування відкривають нові можливості в підвищенні темпів і результативності досліджень у цих галузях знань, дають у руки вчених і спеціалістів-практиків потужні тех. засоби для переробки інформації, для підвищення ефективності практичних застосувань цих наук у різних сферах життя суспільства.

Лім Ауврхан Я. Автоматизація в обществ. М., 1960. Кібернетику — на службу коммунизму. Т. 1, 5 М. — М., 1961. 67. Верг А. П., Чирняк Ю. П. Информации и управление. М., 1966. Афанасьев В. Г. Научное управление обществом. М., 1968. Верг А. П., Бирюков В. П. Кібернетика и прогресс науки и техники. В кн. Ленин и современное естествознание. М., 1969. Косбрицкий Н. Е. Основы вычислительной кибернетики. М., 1969 (библиогр. с. 253—264). Михайлас Е. З. Процессы планирования в автоматизированной системе. М., 1971 (библиогр. с. 378—384). Винер Н. Кібернетика и общество. Пер. с англ. М., 1958. Лим С. Кібернетика и управление производством. Пер. с англ. М., 1965. Винер Н. Теория и робот. Пер. с англ. М., 1968.

В. И. Гуртов, Ю. С. Геллер.
СПЕКТРАЛЬНА ТЕОРІЯ ВИПАДКОВИХ ПРОЦЕСІВ — див. Стационарный случайный процесс.

СПЕКТРАЛЬНА ФУНКЦІЯ стаціонарного в широкому розумінні випадкового процесу $\xi(t)$ — неспадна функція $F(\lambda)$, що однозначно визначається рівностями

$$\begin{aligned} & \frac{F(\lambda_1 + 0) + F(\lambda_2 - 0)}{2} + \\ & + \frac{F(\lambda_1 + 0) + F(\lambda_1 - 0)}{2} = \\ & = \lim_{T \rightarrow \infty} \int_{-T}^T \frac{e^{-i\lambda_1 \tau} - e^{-i\lambda_2 \tau}}{2\pi i \tau} R(\tau) d\tau, \\ & F(-\infty) = 0, \quad F(\lambda + 0) = F(\lambda) \end{aligned}$$

де $R(\tau)$ — *кореляційна функція* процесу. Невід'ємна, обмежена, монотонно неспадна С. ф. характеризує енерг. властивості процесу. Див. також Стационарный случайный процесс.
СПЕКТРАЛЬНА ЩІЛЬНІСТЬ — функція $f(\lambda)$, яку визначають для стаціонарного в широкому розумінні випадкового процесу $\xi(t)$, $-\infty < t < \infty$, як похідну спектральної функції $F(\lambda)$

$$f(\lambda) = \frac{dF(\lambda)}{d\lambda}$$

за умови, що спектральна ф-ція є абсолютно неперервною. Нехай *кореляційна функція* $R(\tau)$ процесу $\xi(t)$ абсолютно інтегровна в інтервалі $(-\infty, \infty)$. Тоді С. щ.

$$f(\lambda) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} e^{-i\lambda \tau} R(\tau) d\tau.$$

С. щ. є невід'ємною функцією λ , характеризує енерг. спектр процесу. Див. також *Статистичний випадковий процес*.

СПЕЦИФІКАЦІЯ — 1) Основний конструкторський документ, який визначає склад збірної одиниці, комплексу чи комплексу. До С. входять складові частини специфікованого виробу і конструкторські документи щодо цього виробу та тих його складових частин, що їх не специфікують. С. у заг. випадку складається з таких розділів: документація, комплекс, збірні одиниці, деталі, стандартні вироби, ін. вироби, матеріали, комплекти. В С. фіксують експлуатаційні та ремонтні документи. 2) В амер. тех. документації С. — перелік тех. характеристик, які визначають сложивчі властивості об'єктів, машин і пристроїв. Часто ці тех. характеристики задають відповідно до регіональних стандартів (встановлених фірмами, асоціаціями законодавців і нормативачів) або федеральних і союзних стандартів. Як правило, в С. задають такі тех. характеристики: вимоги до мережі й потужності живлення, габарити, вагу й спец. пристосування, що визначають транспортability пристроїв, умови возн. середовища, вимоги безпечного обслуговування. В рад. тех. документації ці характеристики наз. загальними тех. вимогами, що регламентуються відповідними стандартами чи конструкторськими документами.

В. М. Косицький, Ю. П. Селіванов.

СПЕЦІАЛІЗОВАНА ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАШИНА — різновид обчислювальної машини (ОМ), призначений для розв'язування однієї задачі або порівняно вузького класу задач. Специфікація ОМ визначає її структуру. С. о. м. має змогу враховувати специфіку розв'язуваної задачі. Це різко підвищує ефективність засобів обчислювальної техніки, точність і швидкість машини, зменшує апаратні витрати, час розв'язування задачі, поліпшує сервісні характеристики, такі, як простота спількування людини з машиною, наочність одержуваних результатів тощо. Відносно жорстка структура, характерна для С. о. м., повністю визначається в процесі виготовлення машини. Жорсткість структури в С. о. м. аналогового й гібридного типів дає змогу спростити конструкторські пристрої, поліпшити, а в деяких випадках і усунути набірання задачі. Завдяки спеціалізації ЦОМ можна спростити матем. забезпечення за рахунок структурної інтерпретації програм, обмежити зовнішні пристрої тільки тими блоками, які необхідні для виконання функцій, зумовлених розв'язуваною задачею.

За способами представлення й обробки інформації розрізняють аналогові, цифрові й гібридні С. о. м. За призначенням С. о. м. поділяють на керуючі й моделюючі. Керуючі С. о. м. призначено для роботи в прискореному або реальному масштабі часу в замкненому контурі з об'єктом керування, напр., бортові С. о. м. розв'язують навігаційні задачі при керуванні літальними апаратами. Моделюючі С. о. м. використовують

для проведення досліджень при розв'язуванні важливих інж. задач у найрізноманітніших галузях науки і техніки; до них відносяться, напр., фіз. моделі електроенергетичної системи, інтегратори для розв'язування задач матем. фізики типу «ЕГДА», УСМ-1 та ін.

С. о. м. можна використати в автономному режимі і в складі багатомашинних комплексів для обробки інформації (див. *Комплексування машин*). При роботі в комплексі вони забезпечують розв'язання окремих задач, відіграючи роль аналогових або цифрових підпрограм.

Ступінь спеціалізації ОМ різний. Машини, спеціалізовані на розв'язуванні досить широкого класу задач, універсальні в середині цього класу. Напр., електронні аналогові машини загального призначення й цифрові інтегровані машини є спеціалізованими структурно й елементно для розв'язування задач автомат. регулювання й керування. Проте їх можна використати й для розв'язування інших задач, таких, як задачі програмування математичного, ігрові задачі тощо. Див. також *АСОР*, *Інтегратор*, *Оптимум*, *ЕМСС*, *Екран*.

В. В. Васильов.

СПЕЦІАЛЬНИХ ФУНКЦІЙ СПОСОВИ ОБЧИСЛЮВАННЯ. Спеціальні функції (с. ф.) — функції, що часто трапляються під час розв'язування задач матем. фізики, імовірностей теорії, математичної статистики й техніки. Основні с. ф. адекватного визначаються як розв'язки лінійних дифер. рівнянь 2-го порядку зі змінним коеф. Найважливішими з таких функцій є: гіпергеометричні, циліндричні, сферичні, кульові, функції Матіє та ін. До с. ф. адекватного відносять і інші трансцендентні функції, які не виражаються через елементарні. Серед таких функцій найважливішими є еліптичні, гамма-функція, дзета-функція, інтегр. дотарифи, інтеграл імовірності тощо.

До широкого впровадження ЕЦОМ таблиці с. ф. були осн. засобом обчислення їх. Щоб одержати табличні значення с. ф., використовують інтегр. ф-ли, розклад у нескінченні ряди, розклад у ланцюгові дроби, а також асимптотичні вирази. Такі вирази є для більшості с. ф. Так, значення функції Бесселя (циліндрична функція 1-го роду), які є одним з розв'язків дифер. рівняння

$$W''(x) + \frac{1}{x} W'(x) + \left(1 - \frac{n^2}{x^2}\right) W(x) = 0 \quad (1)$$

при дійсному аргументі x та цілому індексі можна обчислити за інтегр. ф-лою

$$J_n(x) = \frac{1}{\pi} \int_0^\pi \cos(x \sin \theta - n\theta) d\theta. \quad (2)$$

Але ф-ла (2) вимагає, щоб було виконано дуже багато обчислень, особливо при великих $|x|$ чи n . При малих $|x|$ для обчислювання зручніше використовувати розвинення функцій

$J_n(x)$ в ряд Тейлора

$$J_n(x) = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{(-1)^k}{k!(n+k)!} \left(\frac{x}{2}\right)^{2k+n}. \quad (3)$$

Якщо $|x|$ велика, то щоб одержати задовільний щодо точності результат при обчислюванні за ф-лою (3), треба брати надто велику кількість членів ряду. Тому краще скористатися з асимптотичного розв'язання

$$J_n(x) = \sqrt{\frac{2}{\pi x}} \sum_{k=0}^m (-1)^k \left(\frac{n}{2}\right)_{k-1} \alpha_k B_k(x) + \varepsilon_m. \quad (4)$$

де

$$\alpha_k = \begin{cases} \cos \delta & \text{при парному } k, \\ -\sin \delta & \text{при непарному } k, \end{cases}$$

$$\left\lfloor \frac{k}{2} \right\rfloor - \text{ціла частина числа } k/2, \quad \delta = x - \frac{\pi}{2} \left(n + \frac{1}{2}\right), \quad B_0(x) = 1.$$

$$B_k(x) = \prod_{i=1}^k \frac{4n^2 - (2i-1)^2}{8ix},$$

$$|\varepsilon_m| < \sqrt{\frac{2}{\pi x}} |B_{m+1}(x)|. \quad (5)$$

З нерівності (5) можна зробити висновок, скільки членів асимптотичного виразу (4) треба використати для обчислення ф-ції $J_n(x)$ із заданою точністю.

При обчислюванні на більшості сучасних ЕЦОМ для одержання значень с. ф. використовувати таблиці нерационально, бо для розміщення їх потрібно мати надто великий обсяг пам'яті ОЗП. При обчислюванні с. ф. на потужних ЕЦОМ з великим обсягом пам'яті ОЗП іноді використовують табл., щоб збільшити швидкість знаходження цих ф-цій. Щоб одержати значення с. ф. на ЕЦОМ, широко використовують перелічені вище вирази. При цьому виникають додаткові труднощі, пов'язані з обмеженою розрядністю ЕЦОМ. Нехай, напр., на ЕЦОМ треба обчислити функціональний ряд

$$S(x) = \sum_{k=1}^{\infty} u_k(x). \quad (6)$$

■ фактично обчислюють його часткову суму

$$S_n(x) = \sum_{k=1}^n u_k(x). \quad (7)$$

при цьому похибка, яка виникає в результаті відкидання залишку, — це похибка методу:

$$|\Delta S_n(x)| = |S(x) - S_n(x)| < \varepsilon_1. \quad (8)$$

Або, похибка заокруглення обчислення на ЕЦОМ суми (7) залежить від розрядності машини й способу представлення в ній інформації (основа числення, з фіксованою чи плаваючою комою провадять обчислювання), від способу обчислювання доданки $u_k(x)$, способу заокруглювання, прийнятого в машині, та й від порядку, в якому відбувається додавання доданків $u_k(x)$ для одержання суми (7). При фіксації всіх цих параметрів для величини доданки заокруглення $\delta S_n(x)$ при обчисленні $S_n(x)$ на ЕЦОМ можна одержати оцінку

$$|\delta S_n(x)| < D(x). \quad (9)$$

Якщо макс. значення доної похибки має не перевищувати $\varepsilon > \varepsilon_1$, то необхідно, щоб

$$D(x) < \varepsilon_2 = \varepsilon - \varepsilon_1. \quad (10)$$

Нерівність (10) обмежує область застосовності ряду (7) для обчислення на ЕЦОМ функції $S(x)$.

У деяких випадках області застосовності для ЕЦОМ R розвинення у нескінченний ряд і асимптотичних виразів не перетинаються. В цих випадках, щоб обчислити на ЕЦОМ R , треба використати інші вирази. Так, обчислити ф-цію $J_n(x)$ для будь-якого $x > 0$ з точністю $\varepsilon = 10^{-4}$, якщо відносна похибка подання числа в машині $\varepsilon = 2^{-32}$, за ф-лами (1) і (3) можна лише до n порядку 20. Для більших значень n використовують ф-лу (2).

У практичних задачах часто доводиться обчислювати значення конкретних с. ф. $Z(x)$ в обмеженій області зміни аргументу. В таких випадках застосовують різного роду наближення. Апроксимуючі вирази забезпечують, як правило, велику швидкість обчислювання. В велику кількість апроксимуючих виразів для обчислювання еліптичних інтегралів, інтегр. показникової функції, інтегрального синуса й косинуса, інтегрального логарифма, інтеграла ймовірності, інтегралів Френеля, ф-цій Ейлера, циліндричних функцій нульового та 1-го порядку, ф-цій, обернених інтегралів ймовірності тощо. Джерелом одержання апроксимуючих виразів найчастіше є розвинення ф-ції $Z(x)$ в ряд за поліномами Чебишова або побудова найкращого рівномірного поліноміального наближення. А коли виконання операції ділення на ЕЦОМ забере приблизно стільки ж часу, скільки й виконання операції множення, то добрі результати дає й використання найкращого рівномірного раціонального наближення

$$Z(x) \approx \sum_{k=0}^n a_k x^k / \sum_{k=0}^m b_k x^k. \quad (11)$$

У деяких випадках використовують наближення й загального вигляду. Інтервал L зміни аргументу x ф-ції $Z(x)$ ділиться адекватно на дві частини, в кожній з яких використовується своя апроксимація. Іноді ділень може бути й більше. Дедалі більшого

пошкрення набувають кусково-поліноміальні наближення («сплайн-наближення»). При використанні цих наближень інтервал L поділяють на багато частин, на кожній з яких функція $Z(x)$ наближається многочленом низького степеня (здебільшого не вищого за третій).

На ЕЦОМ різних класів с. ф. обчислюють, як правило, за допомогою різних апроксимуючих виразів. Коли апроксимуючий вираз, призначений для ЕЦОМ одного класу, використовують для обчислювання на машині іншого класу, це може привести до втрати точності обчислень і до збільшення часу обчислювання с. ф. В міру появи нових типів ЕЦОМ пропонується усе нові апроксимуючі вирази для обчислювання с. ф. Але такі вирази є далеко не для всіх с. ф., що їх треба обчислювати на ЕЦОМ. У таких випадках економії машинного часу можна іноді домогтися, використовуючи рекурентні співвідношення. Такі співвідношення є для циліндричних, сферичних та інших ф-цій. Зокрема, для будь-якої циліндричної функції $V_p(z)$ з індексом $p > -1/2$ справджується співвідношення

$$V_{p+1}(z) = \frac{z}{2} V_p(z) - V_{p-1}(z). \quad (12)$$

В допомогою якого можна швидко знайти значення цієї ф-ції з індексом $p+1$. У рекурентних співвідношеннях є істотна вада: при використанні їх на ЕЦОМ відбувається, як правило, швидке нагромадження похибки заокруглення. Так, ф-жу (12) на ЕЦОМ серед класу можна безпосередньо використати для обчислення ф-цій Бесселя лише при $p < z$. Для деяких випадків розроблено алгоритми обчислювання за рекурентними ф-лами, що дають змогу уникнути швидкого нагромадження похибки заокруглення. Дуже зручними для багатьох випадків обчислювання елементарних ф-цій (особливо при обчислюванні на ЕЦОМ з довільною розрядністю) є ітераційні методи (див. *Елементарні функції способи обчислювання*). Такі методи існують лише для небагатьох с. ф. Так, обчислювання повного еліптичного інтеграла 1-го роду

$$K(k^2) = \int_0^{\pi/2} (1 - k^2 \sin^2 \eta)^{-1/2} d\eta \quad (13)$$

за методом Кінга полягає в послідовному обчислюванні величин a_i та b_i , де

$$a_0 = 1, b_0 = \sqrt{1 - k^2}, a_{i+1} = \frac{1}{2}(a_i + b_i), b_{i+1} = \sqrt{a_i b_i}. \quad (14)$$

Обчислювання триває доти, доки не буде виконано (з урахуванням похибки заокруглення) рівність $a_i = b_i$. В цьому разі

$$K(k^2) = \frac{\pi}{2b_i}. \quad (15)$$

Ітераційні методи можна використовувати й для обчислювання на ЕЦОМ обернених с. ф. через прями. Так, зокрема, можна обчислювати функцію, обернену інтегралові ймовірності

Див. Димарський Я. С. [та ін.], Справочник програмиста, т. 1, Л., 1963; Ламо Дж. Н. Чисельні методи для пристроїв з обмеженими ресурсами. Пер. с англ. М., 1962 (Бібліогр. с. 197—204); Бейтман Л. А., Эрдей А. Высшие трансцендентные функции [кн. 1—3]. М., 1965—67 (Бібліогр. кн. 1, с. 281—288, кн. 2, с. 277—288, кн. 3, с. 278—290); Мак-Крэйвен Д. Дорн. Чисельні методи в програмуванні на ФОРТРАНе. Пер. с англ. М., 1969.

СПИСКОВА СТРУКТУРА — ієрархічна система організації даних у пам'яті ЦОМ, яка полягає в побудові основного списку об'єктів та підсписків різних рівнів, що відгалужуються. Члени списків і підсписків розміщуються в пам'яті ЦОМ довільно і зв'язуються один з одним адресами, які вказують на положення подальших членів. С. с. зручно користуватися при обробці інформації, склад і кількість якої змінюються в ході процесу обробки. При цьому не потрібно заздалегідь здійснювати строгий лам'ямі розподіл ЦОМ і точно задавати кількість об'єктів різних типів. С. с. будуються в процесі обробки й відображають фактичний склад даних про об'єкти. Апарат обробки С. с. є в більшості нових спискових.

А. І. Купко. **СПИСОК у програмуванні** — упорядкована послідовність даних, що характеризують однорідні об'єкти, які відрізняються значеннями своїх ознак. Дані, що стосуються одного об'єкта, наз. записами. Вони є членами С. Залежно від способів розміщення членів С. у пам'яті ЦОМ і способів зв'язу між ними розрізняють 4 види С.: послідовні, ланцюгові, гніздові й вузлові. В послідовних С. члени цих С. розміщуються в пам'яті ЦОМ послідовно один за одним. У ланцюгових С. члени С. розміщуються довільно й зв'язані між собою адресами зв'язу (кожен член містить вказівку про розташування наступного члена С.). Гніздові й списки — це С., в яких члени С. розміщуються групами в послідовних ділянках пам'яті, а зв'язки між групами (гніздами) вказують за допомогою адрес. У вузлових списках С. — це члени різних ланцюгових С., до яких входить той самий об'єкт. Вони розташовуються в групі послідовних ділянок пам'яті ЦОМ. Вузлові С. являють собою об'єднання кількох ланцюгових С. Використовують С., розв'язуючи різні інформаційно-логічні задачі, пов'язані з сортуванням і пошуком об'єктів за їхніми ознаками. При програмуванні задач цього типу широко використовують нові списки.

А. І. Купко. **СПОСТЕРЕЖУВАНІСТЬ І КЕРОВАНІСТЬ УМОВИ** — умови, які накладаються на параметри динамічної системи і при виконанні яких система має властивості керованості та спостережуваності. Ці властивості полягають у чому. Нехай рівняння руху системи задано в просторі станів так:

$$\frac{dx_i}{dt} = f_i(x_1, \dots, x_n, u_k(t)).$$

$$i = 1, 2, \dots, n, k = 1, 2, \dots, p, p \leq n, \quad (1)$$

де $f_i(\cdot)$ — якісь, у заг. випадку нелінійні, функції координат простору станів x_i і вхідних (керуючих) дієнь u_k . У просторі станів $X = \{x_1, \dots, x_n\}$ виділено дві множини M_1 і M_2 . Систему (1) наз. керованою відносно множини M_1 і M_2 , якщо існує таке *допустиме керування* $U(t) = (u_1(t), \dots, u_p(t))$, яке може перевести систему з будь-якої точки множини M_1 в одну з точок множини M_2 . Систему (1) наз. повністю спостережуваною, якщо існує перетворення (алгоритм, закон), за яким спостережуваний на інтервалі $[t_0, t_1]$ траєкторії $X(t)$ при відомому $u(t)$ ставиться у взаємно однозначну відповідність точка $X(t_0) \in M_1$. Наведене означення С. і к. у. правильне і для лінійних, і для нелінійних систем.

Поняття керованості і спостережуваності можна поширити на будь-які керовані системи (нескінченновимірні й скінченновимірні, динамічні, стохастичні системи, автомати скінченні та ін.). У разі скінченного автомата еквівалентами керованості й спостережуваності в властивості зв'язності й розпізнаваності автомата. Автомат з множиною станів $\{o_1, o_2, \dots, o_n\}$ наз. сильнозв'язним, якщо є вхідна послідовність, яка переводить автомат з будь-якого заданого стану o_i в будь-який заданий стан o_j (і може дорівнювати i). Характерні властивості сильнозв'язного автомата полягають у тому, що його завжди можна встановити в будь-який заданий скінченний стан і завжди можна розпізнати.

Задача розпізнавання автомата являє собою задачу визначення його стану (в тому числі й початкового) за допомогою вимірювань (спостережень) його виходів. Важливим різновидом задачі розпізнавання автомата є визначення (з точністю до ізоморфізму) його мінім. форми вимірюванням на його зовн. виводах.

Для лінійних динамічних систем рівняння (1) переписується у вигляді

$$\dot{X} = AX + BU; \quad Y = CX, \quad (2)$$

де X — n -вимірний вектор станів системи, U — p -вимірний вектор вхідних сигналів (керування), Y — r -вимірний вектор вихідних координат (реакції) системи, A, B, C — матриці розмірностей $n \times n, n \times p, r \times n$ відповідно, визначаючи параметрами системи. Визначення керованості в цьому разі зводиться до системи (2) наз. повністю керованою, якщо множина M_1 являє собою всі просторові стани, а множина M_2 стягується в точку (початок координат). Уперше необхідні й достатні С. і к. у. лінійних систем сформулював амер. кібернетик Р. Калман так: ранг $n \times p$ матриці $H_1 = [B, AB, \dots, A^{n-1}B]$ (для повної керованості) і ранг $n \times r$ матриці $H_2 = [C', A'C', \dots, (A')^{n-1}C']$ (для

повної спостережуваності) мають дорівнювати n (штрих означає транспонування).

Керованість систем виду (2) можна встановити за допомогою різних еквівалентних критеріїв. Напр., система (2) цілком керована, якщо: а) не існує інваріантного підпростору матриці A розмірності, меншої за n , який водночас містив би всі вектори-стовпці матриці B ; або б) не існує власних векторів V матриці A' , ортогональних до простору керування матриці B , тобто $V'B \neq 0$ для жодного V . Необхідні й достатні умови спостережуваності можна сформулювати різними еквівалентними способами і для системи (2); напр., система (2) є цілком спостережуваною, якщо: не існує жодного власного вектора матриці A , для якого $C'V = 0$. Відомі й інші означення та критерії керованості й спостережуваності, сформульовані в алгебр. і геом. формах, в термінах функціонального аналізу, у формі проблеми відокремленості множин тощо. Розрізняють поняття керованості за станом і за виходом системи. Істотно, що керованість і спостережуваність є внутр. властивостями системи, які зберігаються при будь-яких еквівалентних перетвореннях їхньої моделі математичної. Зокрема, керованість системи (2) не залежить від вибору системи координат.

Важливу властивість скінченновимірних керованих систем становить незалежність їхніх властивостей керованості від класу допустимих керувань. У разі нескінченновимірних керованих систем аналогічної властивості не встановлено, так само як і сама проблема керованості й спостережуваності таких систем ще далека від завершення.

Повна керованість або спостережуваність системи порушується при динамічній корекції, якщо при введенні коригуючих ланок відбувається компенсація полюсів *передавальних функцій* ланок системи нулями коригуючих пристроїв. Тоді може виявитися, що координати X станів системи розбиваються на дві групи, причому координати 1-ї групи залежать від керування U , а координати 2-ї групи не залежать ні від U , ні від координат 1-ї групи й утворюють т. з. некеровану частину. В другому випадку, якщо координати 1-ї групи зв'язані з реакцією Y , а координати 2-ї групи не зв'язані ні з Y , ні з координатами 1-ї групи, вони утворюють неспостережувану частину. Це явище не можна проаналізувати, коли система описується передавальними функціями, де внаслідок компенсації полюсів та нулів виключаються з розгляду. Аналіз С. і к. у. необхідний при розгляді задач інваріантності, автономності, синтезі оптимальних і опт. регуляторів та аналізі стійкості таких систем. Так, Р. Калман довів теорему: розв'язання задачі синтезу опт. регулятора (щодо мінімуму квадратичного функціоналу якості) можливе тоді й тільки тоді, коли об'єкт повністю керований.

Зв'язок С. і к. у. визначається принципом дуальності, сформульованим Р. Калманом. Назвемо дуальною щодо (1) таку систему,

яку описує спряжена щодо (1) система рівнянь, у якій $A^* = -A'$, $B^* = C'$, $C^* = B'$. Тоді, якщо система (1) повністю керована, то дуальна система повністю спостережувана, й навпаки. Оскільки рівняння дискретної системи в просторі станів можна записати у вигляді:

$$X_{n+1} = A_d X_n + B_d U_n, Y_n = C_d X_n.$$

то все, сказане вище, справджується і для дискретних систем із заміною A, B, C на A_d, B_d, C_d відповідно.

Літ. Катковник В. Я., Подуєтов Р. А. Многомерные дискретные системы управления. М., 1986 [Бібліогр. с. 410-413]; Гилл А. Введение в теорию конечных автоматов. Пер. с англ. М., 1968 [Бібліогр. с. 265-268]; Калман Р., Фальс П., Аربیб М. Основы по математической теории систем. Пер. с англ. М., 1971 [Бібліогр. с. 386-393].

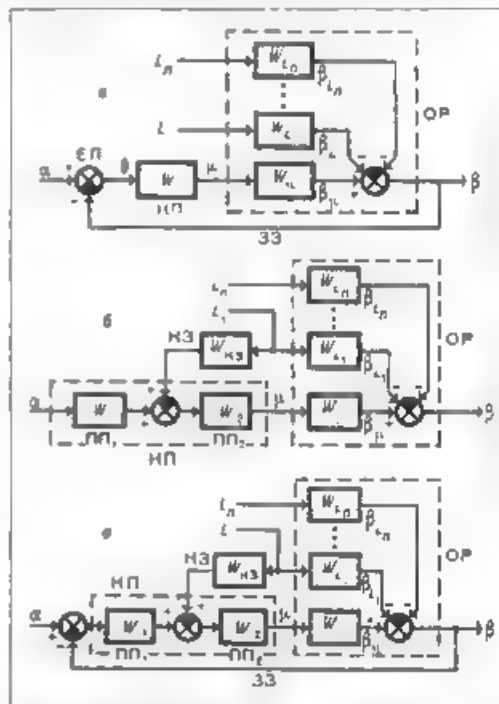
А. А. Турчак

СПРЯЖЕНИХ НАПРЯМІВ МЕТОД — один з оптимізацій методів.

СТАБІЛІЗАЦІЙНА СИСТЕМА — система автоматичного регулювання, завдання якої — підтримувати сталість однієї чи кількох регульованих величин з певною точністю при збурювальних діях, що змінюються довільно. С. с. може ґрунтуватися на принципі регулювання за збуреннями, за відхиленням або на принципі комбінованого регулювання (див. Система керування розв'язання, Система керування замкнута, Комбінована система автоматичного керування). Одноконтурна С. с., побудована на принципі регулювання за відхиленням (мал., а), складається з елементів порівнювання (ЕП), прямого кола дії, до якого входять керуючий пристрій (регулятор) КР та об'єкт регулювання (ОР), і головного зворотного зв'язку (ЗЗ). Задане значення регульованої величини в С. с. є сталою величиною. В такій С. с. керуюче ділення μ формується в результаті перетворення відхилення $\theta = \alpha - \beta$, тому система зменшує це відхилення незалежно від того, яким із збурювальних дій L воно спричинено. Через цю особливість такі С. с. менш чутливі до змін параметрів елементів прямого кола, проте не дають змоги повністю усунути похибку, тобто досягти інваріантності (див. Інваріантність систем автоматичного керування).

С. с., що ґрунтуються на принципі регулювання за збуреннями (мал., б), складаються з ОР, КР (відчислювально-перетворювальні ланки ПП₁ і ПП₂) і компаундуючого зв'язку КЗ (див. Компаундуючі зв'язки в автоматичних системах). У таких системах є принаймні два канали впливу збурювального ділення на регульовану величину β : природний канал ОР, що характеризується оператором W_{L1} (який зв'язує β_{L1} і L_1), і штучно створений компенсаційний канал, який включає КЗ з оператором W_{K3} , ПП₂ з оператором W_2 і ОР з оператором W_{μ} , що характеризує зв'язок керуючого ділення μ із складовою β_{μ} регульованої величини β . У такій С. с. керуюче ділення виробляється внаслідок

перетворення збурювального ділення L_1 . При певному виборі характеристик W_{K3} і W_2 реакція β_{μ} на L_1 в кожний момент часу може (в принципі) дорівнювати за величиною і бути протилежною за знаком реакції β_{L1} природного каналу. В цьому разі матиме місце інваріантність β відносно L_1 . Але на практиці цього не завжди вдається домогтися. У таких С. с. зменшуються похибки, спричинені тільки збурювальними діями, за якими здійснено компаундуючі зв'язки. Осн. вада — во-



Схеми систем стабілізації: а — системи, що ґрунтуються на принципі регулювання за відхиленням; б — системи, що ґрунтуються на принципі регулювання за збуреннями; в — системи, побудовані за комбінованою схемою.

ни чутливі до відхилення параметрів елементів системи і ОР.

Найдосконалішою є С. с. (мал., в), яка побудована за комбінованою схемою. У ній зв'язок КЗ усуває (зменшує) складову похибки θ , зумовленої осн. збурюючим діленням L_1 , а внаслідок ділення зворотного зв'язку ЗЗ зменшуються похибки, спричинені другорядними збурювальними діями L_2, \dots, L_n , до яких відсутні компенсаційні зв'язки.

Лит.: Иващенко А. Г. Техническая кибернетика. К., 1962 [Бібліогр. с. 412-416]; Теория автоматического регулирования, кн. 1 М., 1967 [Бібліогр. с. 743-763].

СТАНДАРТИ З ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЇ ТЕХНІКИ — єдині норми, правила і вимоги на виробі обчислювальної техніки, створені для забезпечення сумісності електронних обчислювальних машин (програмної, інформа-

ційної і технічної) та для одержування якісних і стабільних якісних показників технічних засобів і забезпечення взаємозамінності. Стандартизацію обчисл. техніки проводять на всіх рівнях — від міжнародної до галузевих [1а і лінія 1971 р. затверджено ГОСТів на електронні етикетки цифрові обчисл. машини загального призначення — 34, на агрегатну систему засобів обчисл. техніки (АСОТ) — 8, на клавішні й перфораційні обчисл. машини — 35. Державна стандартизація охоплює, як правило, об'єкти обчисл.

інформації. Стандартизація тех. носіїв інформації дає можливість обміну інформацією між обчисл. машинами й визначає осн. вимоги до пристроїв записування й відтворення інформації.

Стандарти на пристрої введення — виведення (табл.) встановлюють їхню класифікацію, осн. параметри й загальні тех. вимоги.

Стандарти регламентують методи приймально-здавальних, типових і періодичних випробувань, які забезпечують стабільність якісних показників

Тип пристрою	Стандарти за типом з основні параметри	Стандарти на загальні технічні вимоги	
		введення	виведення
Перфострічковий Перфокартковий Друкувальний електромеханічний Графічний	ГОСТ 13614—68	ГОСТ 14134—68	ГОСТ —14133—68
	ГОСТ 13613—68	ГОСТ 13051—67	ГОСТ —14135—68
	ГОСТ 13615—69		ГОСТ —14855—66
	ГОСТ 13106—69		

техніки, стабільні для всіх поколінь ЕОМ. ГОСТи створено за такими напрямками: впроби обчисл. техніки (загальні стандарти), тех. носії інформації; пристрої введення — виведення ЕОМ; пристрої пам'яті; коди алфавітно-цифрові й розміщування інформації на тех. носіях; конструктивні елементи ЕОМ.

Загальні стандарти встановлюють: тех. вимоги на цифрові обчисл. машини загального призначення (ГОСТ 16325—70); терміни (ГОСТ 15971—70); одиниці інформації на перфострічках і перфокартах (ГОСТ 15101—69); стилізовані шрифти для оптичного (ГОСТ 16330—70) й магнітного розпізнавання (ГОСТ 16364—70) та ін. До стандартизованих носіїв запису інформації належать перфораційні картки, перфораційні стрічки, стрічки магнітні й диски магнітні. За ГОСТом 10860—68 установлено випуск перфораційних стрічок з 5, 7 і 8 лоріжками, допускається виготовлення стрічок і з 10 лоріжками, 8 з яких використовують для інформації, 9-у призначено для синхронізації, 10-у — для керування рухом стрічки. Встановлено форму, розміри й розміщення отворів на перфораційній стрічці. ГОСТ 1391—70 встановлює осн. вимоги до матеріалів для виготовлення перфораційних стрічок (паперу й пластмас) за непрозорістю при просвічуванні в пристроях етикетування й за міцністю при встановленні швидкозастах протягування. Типи й розміри перфораційних карток встановлює ГОСТ 6198—64, визначаючи тех. вимоги до якості цих карток, накреслення й розміри знаків на них, ГОСТ 8912—68 регламентує форму й розміри отворів, якими кодують інформацію, й розміщення їхніх центрів на 45- і 80-колонкових перфораційних картках.

Стандарт (ГОСТ 12065—66) встановлює єдину ширину магнітної стрічки для застосування в обчисл. техніці 12,7 мм і форму, розміри й розміщення лоріжок для запису

з периферійних запам'ятовувальних пристроїв стандартизовано нагромаджувачі на магн. стрічці (ГОСТ 14127—69 і ГОСТ 14287—69) і нагромаджувачі на магн. барабани (ГОСТ 14128—69). С. з о. т. встановлюються ще й загальні тех. вимоги й методи випробувань. ГОСТ 14971—69 встановлює типи операційних запам'ятовувальних пристроїв, їхні осн. параметри й загальні технічні вимоги.

Державним стандартом 13052—67 встановлено алфавітно-цифровий код, призначений представляти інформацію на входах і виходах апаратури передавання даних, електронних обчисл. машин і пристроїв введення — виведення. Цей код забезпечує обмін інформацією між пристроями передавання даних. Стандарт створено за рекомендацією Міжнародного консультативного комітету по телефонії й телеграфії (МККТТ). Цей стандарт установлює 7-елементний код з двома регістрами — латинським і російським. З нього можна легко одержати безрегістровий 8-елементний код, замінивши один регістр нулем, другий — одиницею. Дано коди малих і великих букв рос. і лат. алфавітів, цифр і знаків, набору яких досить, щоб обробляти комерційну інформацію. Стандартний набір знаків забезпечує високу якість друку. Розміщення букв рос. і лат. алфавітів є аналогічним розміщенню букв на клавіатурі друкарських машинок, телеграфних апаратів тощо. На основі коду передавання даних встановлено стандарти на кодування інформації на перфораційних стрічках і перфораційних картках (ГОСТ 10859—64).

Щоб забезпечити взаємозамінність, стандартизовано деякі конструктивні елементи, такі, як котушки для намотування перфострічок, котушки (касети) для магн. стрічок, матриці, уніфіковані для оперативного запам'ятовувального пристрою, тощо. Розроблено й затверджено групу стандартів і на

АСОТ. До них належать: ГОСТ 16499—70, ГОСТ 16090—70, ГОСТ 16102—70, ГОСТ 16500—70 та ін. Щоб запобігти застарюванню, Державні стандарти підлягають обов'язковому періодичному переглядові (не рідше одного разу на 5 років) для своєчасної заміни застарілих показників.

На об'єкти стандартизації, стабільні в межах одного покоління ЕОМ, встановлюють, як правило, галузеві стандарти (ОСТ) для забезпечення єдності розробок, взаємозамінності, скорочування типорозмірів конструктивних елементів і скорочування термінів проектування й виготовлення. Так, розроблено систему галузевих стандартів на ЕОМ 3-го покоління — єдину систему електронних обчислювальних машин (ЕОМ).

В. М. Коосницький.

СТАНДАРТИЗОВАНА ІСТОРІЯ ХВОРОБИ — форма інформаційного документа, призначеного для збирання й підготовки до введення первинної інформації в *медицину інформаційну систему* (МІС). У процесі заповнення С. і. х. набуває характеру інформаційної моделі конкретного хворого, яка відображає динамічні зміни в стані хворого в процесі лікування. С. і. х. містить у собі: паспортно-статистичну частину; аркуш записів лікаря приймального покою й чергових лікарів; можливі скарги хворого (по органах і системах); історію розвитку захворювання; історію життя й трудової діяльності; дані об'єктивного дослідження (органів і систем); карту динаміки діагнозу лікаря й ЕОМ для основного й побічних захворювань і ускладнень; план обстеження хворого й рекомендації з лікування — лікарські та ЕОМ; записи консультацій (хірурга, окуліста, невропатолога, отоларинголога та ін.) карту призначених лікарем засобів і спец. методів лікування; короткий список скорочених слів, застосовуваних при заповнюванні щоденника; щоденник, розрахований на 150 днів перебування хворого в стаціонарі; аркуш для записування результатів вимірювання т-ри та інших досліджень і процедур; розділ для записування даних лабораторних досліджень (клінічних, біохімічних, імунологічних та ін.); розділ для записування даних приладових методів дослідження (електрокардіографії, балістокардіографії, електроентецеєнокардіографії тощо); записи рентгенолога; епікриз етапів й припинювання; патолого-анатомічні висновки; карта вибулого з стаціонару. Розрізняють С. і. х. терапевтичного й хірургічного профілю. У структурі хірургічної С. і. х., крім описання, а такі розділи: хід операції (особливості її виконання й ускладнення під час операції); карта анестезіолога; щоденник післяопераційного перебігу хвороби. С. і. х. відповідин клінічних напрямів повинні відображати особливості збирання характерної інформації. Кожний розділ С. і. х. охоплює графі, розміщені так, щоб будь-який запис, внесений до них, однозначно відповідав присвоєному кодові.

С. і. х. складається з двох частин — помо-

нювальної (ліва половинна аркуша) і змістової (права половинна аркуша). Змістову частину заповнює лікар та ін. спеціаліст в процесі обстеження хворого протягом перебування в стаціонарі. Стандартизована форма запису первинних мед. даних дає змогу суміщати формалізовану мед. мову, мову ЕЦОМ і фіксований обсяг даних обстеження. Первісні дані про хворого, занесені в С. і. х., можна представити моделлю, в якій виділено осн. параметри, які впливають на перебіг лікувального процесу:

$$\bar{t}_k = \bar{t}_k(a_1^k; a_2^k; a_3^k; a_4^k; a_{\text{ок}}; t_k; d_j; l_j; s_g; r_k),$$

де k — номер конкретного хворого ($k=1, \dots, K$); t — номер ознаки ($t=1, \dots, m$); a_1^k, a_2^k — анамнестичні дані ($i_1=1, \dots, m_1, i_2=m_1+1, \dots, m_2$); a_3^k, a_4^k — дані об'єктивного обстеження хворого ($i_3=m_2+1, \dots, m_3; i_4=m_3+1, \dots, m_4=m$); \sim — знак, що вказує на ознаки, які визнають впливу даної сукупності зовн. умов; $a_{\text{ок}}$ — сукупність зовн. умов (наскільки ширше середовище) ($\omega_k=1, \dots, \Omega_k$); t_k — умовна координата часу, яка показує повноту інформації про k -го хворого; d_j — клас захворювань (діагноз або структурний діагноз) ($j=1, \dots, n$); l_j — методи лікування (лікувальні дії) ($g=1, \dots, S$); s_g — наступні стани k -го хворого ($g=0, \dots, G$); r_k — вежа, яка викривляє справжній стан k -го хворого. До С. і. х. додається інструкція з експлуатації та номенклатура клінічних діагнозів, які можна вільно переводити в міжнародну статистичну класифікацію хвороб, травм і причин смерті. Для користування С. і. х. треба, щоб МІС мала стандартизовані довідники лікарських засобів і методів лікування, а також словник уніфікованих клінічних термінів.

Центральний процесор МІС має в оперативному режимі автоматизованому пристрої опис історії хвороби, який дає змогу формувати С. і. х. у вигляді послідовності записів, а також формувати масив медико-біол. даних, які в ній містяться. Ці дані використовують у МІС для підсистем діагнозу (длв. *Автоматизація медичної діагностики*) і для керування лікувальним процесом. Їх можна застосовувати й для аналізу діяльності стаціонарів, для укладання звітів про роботу даної системи. В існуючих МІС С. і. х. — це спец. паперові блоки з записами, але вже в С. і. х., висвітлювані на екранних мультимедіа, а інформацію вводять у систему за допомогою світлового олівця або кнопкової системи керування. Длв. *Медицинская информационная система К. 1971* [6] біол. с. 283—288]. Руководство по международной статистической классификации болезней, травм и причин смерти, т. 1. Женева, 1968.

А. О. Попов, В. М. Яценко.

СТАТИСТИЧНА ПЕРЕВІРКА ГІПОТЕЗ — перевірка припущень про закон розподілу генеральної сукупності за скінченною вибір-

кою а цієї сукупності. Найпростіша ситуація, що потребує використання С. м. г., полягає, наприклад, ось у чому. Часто можна вважати, що час справної роботи виробу (приладу, пристрою) є випадковим. Нехай T — серед. час справної роботи, визначений за дослідними даними. Після зміни технології виготовлення виробу (або зміни матеріалу тощо) дані дослідів приводять до серед. значення T_1 . Постає питання чи різниця значень T і T_1 є наслідком випадкових відхилень часу справної роботи чи наслідком впливу зміни технології на час справної роботи? Такі ж подібні питання постійно виникають у техніці, с. г., біології під час аналізу експ. даних і т. п.

Нехай x_1, x_2, \dots, x_n — вибірка обсягу n з генеральної сукупності з невідомою ф-цією розподілу. Статистичною гіпотезою (або гіпотезою) наз. всяке припущення про ф-цію розподілу. Напр., гіпотезою є припущення, що невідома ф-ція розподілу є конкретна дана ф-ція, що невідома ф-ція розподілу належить до якогось сімейства ф-цій, що серед. значення дорівнює 0 тощо. Правильно або процедура, за допомогою яких на основі вибірки x_1, x_2, \dots, x_n роблять висновок, що гіпотеза або узгоджується з дослідними даними (тобто приймають гіпотезу), або не узгоджується з ними (тобто відхиляють гіпотезу), наз. критерієм (тестом) гіпотези. У багатьох випадках критерій перевірки даної гіпотези H можна описати так: множини всіх можливих виборок x_1, x_2, \dots, x_n поділяють на дві взаємно доповняльні множини S_0 та S_1 ; якщо вибірка x_1, x_2, \dots, x_n потрапає в множину S_0 , то гіпотезу H приймають, а якщо в S_1 , то гіпотезу H відхиляють. Множину S_0 наз. областю прийняття гіпотези H , S_1 — областю відхилення, або критичною областю гіпотези H . За такої процедури перевірки гіпотези можуть статися помилки двох видів: помилка 1-го роду — відхилення гіпотези H , коли вона правильна, і помилка 2-го роду — прийняття гіпотези H , коли вона неправильна. При перевірці гіпотез бажано мати справу з критеріями, що мають малі ймовірності помилок 1-го та 2-го роду. Але при заданому обсязі вибірки ймовірності помилок 1-го та 2-го роду пов'язані, тому здебільшого задають межю (рівень значущості) для ймовірності помилок 1-го роду і розглядають критерії з ймовірністю помилок 1-го роду, не більшою за рівень значущості, які мінімізують ймовірність помилок 2-го роду. Побудова таких критеріїв є важливою задачею математичної статистики, яку розв'язано в практично зручній формі тільки при певних обмеженнях.

У багатьох випадках можна припускати, що розподіл генеральної сукупності, з якої залучено вибірку, належить до сімейства ф-цій розподілу F_θ , $\theta \in \Theta$, що залежить від параметра θ (параметр θ може бути одновимірним або багатовимірним), а гіпотеза H правильна,

якщо θ належить до певної множини Θ_H , і неправильна, якщо θ належить до доповняльної до Θ_H множини Θ_K . Ймовірність помилок 1-го роду для критерію з критичною областю S_1 при умові, що вибірку залучено з генеральної сукупності з розподілом F_θ , є ф-ція θ на множині Θ . Цю ф-цію наз. функцією потужності критерію, а P_θ значення при $\theta \in \Theta_K$ наз. потужністю критерію при значенні θ . Якщо множина Θ_H містить одну точку θ_0 , то гіпотезу H наз. простою, а протилежною випадку гіпотезу H наз. складною. Повний розв'язок задачі про побудову найкращого критерію для гіпотези H одержано у випадку, коли множини Θ_H та Θ_K містять по одній точці $\theta_0 = (\theta_0)$, $\theta_K = (\theta_1)$. Цей розв'язок міститься в лемі Неймана — Пірсона, що справджується при певних достатньо загальних припущеннях. Нехай $f_\theta(t_1, t_2, \dots, t_n)$ — щільність ймовірності вибірки x_1, x_2, \dots, x_n при $\theta = \theta_0$, $f_1(t_1, t_2, \dots, t_n)$ — щільність ймовірності вибірки при $\theta = \theta_1$ та α ($0 < \alpha < 1$) — рівень значущості. В критеріїв із ймовірністю помилок 1-го роду, не більшою як α , критерій з критичною множиною $S_1 = \{(x_1, x_2, \dots, x_n) : f_1(x_1, x_2, \dots, x_n) > C_\alpha f_0(x_1, x_2, \dots, x_n)\}$ та помилкою 1-го роду α (цим визначається число C_α) має найбільшу потужність (або, що те ж саме, найменшу помилку 2-го роду). Цей критерій наз. найпотужнішим критерієм рівня α для перевірки гіпотези H .

У заг. випадку простої гіпотези критерії з помилкою 1-го роду α , що максимізують потужність при різних значеннях θ із Θ_K , виявляються різними. Якщо критерій має помилку 1-го роду α і максимізує потужність при кожному θ в множині Θ_K в класі всіх критеріїв з помилкою 1-го роду α , то цей критерій наз. рівномірно найпотужнішим критерієм рівня α для гіпотези H . Рівномірно найпотужніші критерії існують рідко.

Для перевірки складних гіпотез використовують здебільшого критерії відношення правдоподібності, що полягає ось у чому. Нехай $f_\theta(t_1, t_2, \dots, t_n)$ — щільність ймовірності вибірки x_1, x_2, \dots, x_n при умові, що θ — значення невідомого параметра. Критичну множину S_1 критерію відношення правдоподібності задають як

$$S_1 = \{(x_1, x_2, \dots, x_n) : \sup_{\theta \in \Theta_H} f_\theta(x_1, x_2, \dots, x_n) < C_\alpha \sup_{\theta \in \Theta_K} f_\theta(x_1, x_2, \dots, x_n)\}$$

C_α вибирають так, щоб критерій S_1 мав помилку 1-го роду, не більшу як α . І хоч при скінченному α одержати докладну інформацію про цей критерій вдасться дуже рідко, при великих n властивості цього критерію описані докладно. Теорію перевірки пара-

метричних статистичних гіпотез побудували амер. математик Ю. Нейман та англ. математик Е. Пірсон.

Якщо гіпотеза H полягає в тому, що розподіл генеральної сукупності належить до якоїсь підмножини всіх ϕ -цій розподілу ймовірностей (ϕ р. і.) або класу всіх неперервних ϕ -цій розподілу, то гіпотезу H наз. непараметричною, а критерій гіпотези H — непараметричним. Напр., якщо x_1, x_2, \dots, x_n — вибірка з сукупності з якоїсь ϕ р. і., то гіпотеза про те, що ця вибірку добуто з сукупності з даною ϕ р. і. F є простою непараметричною гіпотезою, а гіпотеза про те, що ця вибірка — з сукупності з ϕ р. і. з якоїсь підмножини неперервних ϕ р. і., є складною непараметричною гіпотезою. Заг. теорію перевірки непараметричних гіпотез розвинуто недостатньо, проте побудовано багато важливих для застосувань спец. непараметричних критеріїв. Практично шаленим класом задач непараметричної статистики є задачі такого типу. Припустимо, що x_1, x_2, \dots, x_n та y_1, y_2, \dots, y_n — незалежні вибірки з сукупностей з ϕ р. і. $F(x)$ та $G(y)$ відповідно. Необхідно побудувати критерій для перевірки гіпотези про те, що $F(x) = G(y)$. Є чимало спец. критеріїв для перевірки гіпотез такого роду. Новий підхід до перевірки статистичних гіпотез пов'язаний з теорією послідовного вибору.

Наведемо деякі критерії, які часто використовують у застосуваннях (припускають, що спостереження незалежні).

1. Критерій Стюдента для перевірки гіпотези про серед. значення нормального розподілу. Нехай x_1, x_2, \dots, x_n — вибірка з нормальної сукупності з невідомим математичним сподіванням m та дисперсією σ^2 . Гіпотеза H полягає в тому, що серед. значення дорівнює якомусь даному числу m_0 . Критерій ґрунтується на тому, що статистики — студентове відношення

$$t = \sqrt{n-1} \frac{\bar{x} - m_0}{s}$$

$$\text{до } \bar{x} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i \quad s^2 = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})^2$$

у випадку, коли справджується гіпотеза H , має розподіл, що повністю залежить від числа n — розподіл Стюдента з $n-1$ ступенями вільності. Критерій Стюдента відхиляє гіпотезу H при даному рівні значущості α , якщо величина t , обчислена за вибіркою, є такою, що $|t| > t_\alpha$. А якщо $|t| \leq t_\alpha$, то гіпотезу приймають. Величини t_α є

значення α , для якого $\int_{-u}^u f_{n-1}(x) dx = 1 - \alpha$,

$f_{n-1}(x)$ — щільність розподілу Стюдента з $n-1$ ступенями вільності. Значення t_α визначають за α за допомогою таблиць.

2. Критерій χ^2 для перевірки гіпотези про розподіл сукупності. Припустимо, що за ви-

біркою x_1, x_2, \dots, x_n потрібно перевірити гіпотезу H , яка полягає в тому, що розподіл вибірки задається повністю певною ϕ р. і. $F(x)$. Нехай простір значень розглядуваної випадкової величини поділено на r частин S_1, S_2, \dots, S_r , p_1, p_2, \dots, p_r — ймовірності цих множин, обчислені відповідно до гіпотетичної ϕ р. і. F , v_1, v_2, \dots, v_r — числа вибірових значень, що потрапили до множин S_1, S_2, \dots, S_r відповідно; $v_1 + v_2 + \dots + v_r = n$. Критерій χ^2 ґрунтується на тому факті, що

величина $\chi^2 = \sum_{i=1}^r \frac{(v_i - np_i)^2}{np_i}$ при гіпотезі H

має при великих n розподіл, близький до розподілу χ^2 з $r-1$ ступенями вільності зі щільністю ймовірності (м. і.) $k_{r-1}(x)$, що цілком визначається числом r (теорема Пірсона). Критерій χ^2 для гіпотези H з рівнем значущості α відхиляє H , якщо обчислене за вибіркою значення $\chi^2 > \chi_\alpha^2$, і приймає H в протилежному випадку. Величина χ_α^2 є значення α , для якого $\int_{\chi_\alpha^2}^{\infty} k_{r-1}(x) dx = \alpha$. Для визначення χ_α^2 за α є таблиці.

Критерій χ^2 використовують і при перевірці гіпотези H про те, що розподіл вибірки належить до якогось сімейства ϕ -цій розподілу ймовірностей, що залежать від скінченного числа параметрів $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_s$. У цьому випадку значення p_1, p_2, \dots, p_r є функціями невідомих параметрів. Ю. Нейман та Е. Пірсон запропонували використовувати як оцінки параметрів $\theta_1, \dots, \theta_s$ значення $\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_s$, які мінімізують величину χ^2 для даної вибірки. Цей метод одержання оцінок невідомих параметрів наз. методом оцінок за мінімумом χ^2 . Якщо замість невідомих значень $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_s$ в χ^2 підставити їхні оцінки $\hat{\theta}_1, \dots, \hat{\theta}_s$, одержані за методом мінімуму χ^2 або ін. методами, то при великих n розподіл χ^2 за гіпотези H близький до розподілу χ^2 з $r - s - 1$ ступенями вільності. Критерій χ^2 для гіпотези H з рівнем значущості α відхиляє гіпотезу H , якщо величина χ^2 з оцінками $\hat{\theta}_1, \dots, \hat{\theta}_s$ замість $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_s$ така, що $\chi^2 > \chi_\alpha^2$. Величина χ_α^2 є значення α , для якого

$\int_{\chi_\alpha^2}^{\infty} k_{r-s-1}(x) dx = \alpha$.

3. Критерій для перевірки гіпотези про рівність серед. значень двох нормальних сукупностей, дисперсій яких дорівнюють одна одній. Нехай x_1, x_2, \dots, x_n та y_1, y_2, \dots, y_n — дві незалежні вибірки з нормальних сукупностей з невідомими середніми m_1 та m_2 і з однакою і тією ж самою невідомою дисперсією. Гіпотеза H полягає в тому, що припускають, що серед. значення дорівнюють одне одному, тобто, що $m_1 = m_2$. Критерій перевірки гі-

потен H використовує статистику

$$t = \sqrt{\frac{n_1 \cdot n_2 (n_1 + n_2 - 2)}{n_1 + n_2}} \times \frac{\bar{x} - \bar{y}}{\sqrt{s_1^2 + s_2^2}},$$

де

$$\bar{x} = \frac{1}{n_1} \sum_{i=1}^{n_1} x_i, \quad \bar{y} = \frac{1}{n_2} \sum_{i=1}^{n_2} y_i,$$

$$s_1^2 = \frac{1}{n_1} \sum_{i=1}^{n_1} (x_i - \bar{x})^2, \quad s_2^2 = \frac{1}{n_2} \sum_{i=1}^{n_2} (y_i - \bar{y})^2.$$

Статистика t має розподіл Стюдента з $n_1 + n_2 - 2$ ступенями вільності. Критерій відкидає H при рівневій значущості α , якщо для обчисленого за вибірками значення t $|t| > t_{\alpha}$, і приймає H , якщо $|t| \leq t_{\alpha}$. Величину t_{α} визначають як значення u , для якого

$$\int_{-u}^u f_{n_1+n_2-2}(x) dx = 1 - \alpha.$$

4. Критерій для перевірки рівності дисперсій двох нормальних сукупностей. Нехай x_1, x_2, \dots, x_{n_1} та y_1, y_2, \dots, y_{n_2} — дві незалежні вибірки з нормальних сукупностей з невідомими середніми і з невідомими дисперсіями σ_1^2 та σ_2^2 . Гіпотеза H є припущення про рівність дисперсій, тобто припущення, що $\sigma_1^2 = \sigma_2^2$. Статистика

$$F = \frac{\frac{1}{n_1 - 1} \sum_{i=1}^{n_1} (x_i - \bar{x})^2}{\frac{1}{n_2 - 1} \sum_{i=1}^{n_2} (y_i - \bar{y})^2},$$

де

$$\bar{x} = \frac{1}{n_1} \sum_{i=1}^{n_1} x_i, \quad \bar{y} = \frac{1}{n_2} \sum_{i=1}^{n_2} y_i$$

має розподіл (F -розподіл), що цілком визначається числами n_1 та n_2 . $f_{n_1-1, n_2-1}(x)$ — щ. і. F -розподілу. Критерій гіпотези H з рівнем значущості α відкидає H , якщо обчислене за вибіркою значення F таке, що $F > F_{\alpha}$. Значення F_{α} є величина u , для якої

$$\int_u^{\infty} f_{n_1-1, n_2-1}(x) dx = \frac{\alpha}{2}$$

5. Критерій перевірки гіпотези про те, що коеф. кореляції двовимірної нормальної сукупності дорівнює нулеві. Нехай $(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_n, y_n)$ — вибірка з двовимірного нормального розподілу з невідомими характеристиками. Розглянемо гіпотезу H , яка полягає в тому, що коеф. кореляції дорівнює 0. Статистика

$$t = \sqrt{n-2} \frac{r}{\sqrt{1-r^2}},$$

де r — вибірковий коеф. кореляції

$$r = \frac{\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})(y_i - \bar{y})}{\sqrt{\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})^2 \cdot \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (y_i - \bar{y})^2}},$$

$$\bar{x} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i, \quad \bar{y} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n y_i,$$

при гіпотезі H має розподіл Стюдента з $n - 2$ ступенями вільності. Критерій, що ґрунтується на цьому, відкидає гіпотезу H з рівнем значущості α , якщо обчислене за вибіркою значення r таке, що $|r| > \frac{t_{\alpha}}{\sqrt{t_{\alpha}^2 + n - 2}}$

Значення t_{α} є те значення u , для якого

$$\int_{-u}^u f_{n-2}(x) dx = 1 - \alpha.$$

6. Критерій Колмогорова — Смирнова гіпотези про збіг ф-цій розподілу ймовірностей двох вибірок. Нехай x_1, x_2, \dots, x_{n_1} та y_1, y_2, \dots, y_{n_2} — незалежні вибірки з двох сукупностей з невідомими неперервними ф-ціями розподілу ймовірностей $F_1(x)$ та $F_2(x)$. Гіпотеза H полягає в тому, що $F_1(x) \equiv F_2(x)$. Статистика

$$D_{n_1, n_2} = \sqrt{\frac{n_1 n_2}{n_1 + n_2}} \sup_{-\infty < x < \infty} |F_{n_1}(x) - F_{n_2}(x)|,$$

де $F_{n_1}(x)$ та $F_{n_2}(x)$ — емпіричні функції розподілу вибірок, при великих n_1 та n_2 є розподіл, близький до розподілу Колмогорова із щ. і. $k(x)$. Використання цього твердження дає такий критерій гіпотези H при рівневій значущості α : гіпотезу H відкидають, якщо обчислене за дослідними даними значення

$$D_{n_1, n_2} > \lambda_{\alpha}, \text{ де } \lambda_{\alpha} \text{ таке, що } \int_{-\infty}^{\infty} k(x) dx = \alpha.$$

Для визначення λ_{α} за α є таблиці.

Лит. Большев Л. Н. Смирнов Н. В. Таблицы математической статистики М., 1958 [Бібліогр. с. 165—172]; Крамер Г. Математические методы статистики Пер. с англ. М., 1948 [Бібліогр. с. 612—626]; Леманн Ж. Проверка статистических гипотез Пер. с англ. М., 1964; Оуэн Л. В. Сборник статистических таблиц. Пер. с англ. М., 1960 [Бібліогр. с. 541—554].

СТАТИСТИЧНИХ ВИПРОБУВАНЬ МЕТОД — те саме, що й *Монте-Карло метод*. **СТАТИСТИЧНІ МЕТОДИ РОЗПІЗНАВАННЯ** — один з напрямів у теорії розпізнавання образів, який ґрунтується на уявленні про клас розпізнаваних об'єктів як про ансамбль реалізацій якоїсь випадкової величини. Цю *випадкову величину* з більш чи менш визначеними статистичними характеристиками здебільшого наз. статистичною моделлю класу розпізнаваних об'єктів. Якщо задано статистичні моделі об'єктів, то методами матем. статистики (зокрема, теорії статистичних рішень) можна побудувати алгоритм розпізнавання, оптимальний за тим

чи іншим статистичним критерієм якості. У найсприятливішому випадку задана модель дає змогу зазначити умовні розподіли ймовірностей об'єктів кожного класу, а завдяки цьому для розпізнавання можна використати байєсівське вирішувальне правило чи мінімаксне вирішувальне правило. Ці правила оптимальні з точки зору певних критеріїв риску розпізнавання, тобто матем. сводівання втрат від застосування цього алгоритму (напр., кількісних збитків, до яких призводять помилки розпізнавання). В загальному випадку модель задається у вигляді випадкового поля, що залежить від багатьох сталих і (або) змінних невідомих параметрів. З них становить інтерес тільки значення параметра, що вказує на клас кожного розпізнаваного об'єкта. Решту невідомих параметрів іноді наз. *заважаючими параметрами*. Задача визначення сталих заважаючих параметрів наз. *задачею навчання розпізнавання* (про байєсівське навчання див. *Байєсівське вирішувальне правило*). При навчанні задається початкова вибірка, що складається з об'єктів, класи яких зазначено. На цій основі, залежно від того, наскільки докладно відомі статистичні характеристики розглядуваної моделі, будують ті чи інші статистичні оцінки (напр., оцінки макс. правдоподібності) самих заважаючих параметрів чи певних ϕ -цій цих параметрів. Одержані оцінки потім використовують у процесі розпізнавання власне задачі розпізнавання, підставляючи їх замість невідомих значень заважаючих параметрів.

Дім. Пугачов В. С. Статистические проблемы теории распознавания образов. В кн. Самоорганизующиеся системы. Распознавание образов. Релейные устройства и конечные автоматы. М., 1967. Коза-левский В. А. Задача распознавания образов с точки зрения математической статистики. В кн. Читающие автоматы и распознавание образов. К., 1965. Пильсон Н. Обучающиеся машины. Пер. с англ. М., 1967. Г. Л. Гимельфарб.

СТАТИСТИЧНІ ОЦІНКИ — наближення невідомих характеристик (параметрів) розподілу генеральної сукупності, одержані за допомогою вибірових значень. Задача побудови оцінок параметрів розподілу є основою проблемою математичної статистики. Нехай ξ — випадкова величина з ϕ -цією розподілу $f_{\theta}(x)$ певного матем. вигляду, яка залежить від одного (або кількох) невідомих параметрів θ . Виникає задача одержати оцінку параметра θ за вибіркою, що складається з n спостережень x_1, x_2, \dots, x_n випадкової величини ξ . Оцінка $\hat{\theta}$ параметра θ має бути деякою функцією від вибірових значень x_1, x_2, \dots, x_n , але не параметра θ . Будь-яка така ϕ -ція $t(x_1, x_2, \dots, x_n)$ наз. *статистикою*. Статистика є випадковою величиною, ϕ -ція розподілу ймовірностей якої визначається сумісною ϕ -цією розподілу вибірки x_1, x_2, \dots, x_n . Здебільшого ϕ -ція розподілу статистики залежить від параметра θ . Ідеальною оцінкою параметра θ була б статистика $t(x_1, x_2, \dots, x_n)$, яка для будь-яких спостережень значень

x_1, x_2, \dots, x_n давала б значення $t(x_1, x_2, \dots, x_n) = \theta$. Таких статистик, проте, майже ніколи не буває. Тому з-поміж статистик значайно відшукують ті, значення яких найтісніше концентруються навколо невідомого значення θ , або ті, що мають таку властивість хоча б при великих обсягах вибірок.

Найважливішими властивостями оцінок є незміщеність, ефективність, обгрунтованість і деякі узагальнення цих властивостей. Оцінка $\hat{\theta} = t(x_1, x_2, \dots, x_n)$ наз. *незмщеною оцінкою параметра θ за вибіркою x_1, x_2, \dots, x_n* , якщо середнє значення $\hat{\theta}$ дорівнює значенню невідомого параметра θ , тобто $M\hat{\theta} = \theta$. В разі, коли $M\hat{\theta} \neq \theta$, оцінка $\hat{\theta}$ наз. *зміщеною*, а величина $M\hat{\theta} - \theta$ — *зміщенням оцінки $\hat{\theta}$* . Незміщеність оцінки є бажаною властивістю, проте, якщо існує незміщена оцінка параметра, то, як правило, є багато незміщених оцінок за вибіркою фіксованого обсягу n . Тому природно відкидати з множини всіх незміщених оцінок параметра ті, значення яких тісніше групуються навколо параметра θ . Найпростішою мірою розсілення значень випадкової величини навколо середнього значення є *дисперсія*.

Замість дисперсії $D^2\hat{\theta} = M(\hat{\theta} - \theta)^2$ незміщеної оцінки $\hat{\theta}$ часто використовують середнє квадратичне відхилення, яке дорівнює значенню квадратного кореня з дисперсії. Нинішню міру для дисперсії $D^2\hat{\theta}$ незміщеної оцінки $\hat{\theta}$ параметра θ за вибіркою з n незалежних спостережень x_1, x_2, \dots, x_n випадкової величини зі щільністю розподілу ймовірностей $p(x, \theta)$ дає нерівність Фреппе — Крамера — Рао:

$$D^2\hat{\theta} \geq \frac{1}{n \int_{-\infty}^{\infty} \frac{\partial^2 \ln p(x, \theta)}{\partial \theta^2} p(x, \theta) dx} = \frac{1}{n \int_{-\infty}^{\infty} \left| \frac{\partial \ln p(x, \theta)}{\partial \theta} \right|^2 p(x, \theta) dx} \quad (1)$$

(за умов регулярності, що накладаються на ϕ -цію $p(x, \theta)$). Незміщена оцінка $\hat{\theta}_0$ наз. *ефективною оцінкою параметра θ за вибіркою обсягу n* , якщо для $\hat{\theta}_0$ в нерівності (1) досягається рівність. Ефективні оцінки існують за дуже обмежених умов. Частіше розглядають асимптотично незміщені й асимптотично ефективні оцінки. Оцінка $\hat{\theta} = t(x_1, x_2, \dots, x_n)$ наз. *асимптотично незміщеною*, якщо $M\hat{\theta} \rightarrow \theta$ при $n \rightarrow \infty$. Оцінка $\hat{\theta}$ наз. *асимптотично ефективною*, якщо відношення дисперсії оцінки $\hat{\theta}$ правої частини нерівності (1)

наближається до 1 при $n \rightarrow \infty$. За деяких загальних умов регулярності існують обґрунтовані оцінки параметрів. Оцінка $\hat{\theta} = t(x_1, x_2, \dots, x_n)$ наз. обґрунтованою, якщо $\hat{\theta}$ збігається за ймовірністю до невідомого значення θ , тобто якщо для будь-якого $\varepsilon > 0$ $P\{|\hat{\theta} - \theta| > \varepsilon\} \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$. Щоб точно судити про ймовірність відхилення оцінки $\hat{\theta}$ від θ , бажано знати розподіл $\hat{\theta}$. Проте розподіл статистик у зручній для практичного застосування формі при фіксуванні кількості спостережень одержують лише в рідкісних випадках. Частіше користуються тим наявним у загальних умовах фактом, що розподіл $\hat{\theta}$ наближається до *нормального розподілу* при $n \rightarrow \infty$, оцінки, яким притаманна ця властивість, наз. асимптотично нормальними.

Важливими властивостями оцінок є симетричність і достатність. Оцінка $\hat{\theta} = t(x_1, x_2, \dots, x_n)$ наз. симетричною, якщо вона не змінюється при будь-якому переставленні значень x_1, x_2, \dots, x_n . За даною статистикою зі скінченною дисперсією можна побудувати симетричну оцінку, дисперсія якої не перебільшує дисперсію вихідної статистики. Крім того, симетричність оцінки часто є природною фіз. вимогою задачі (напр., оцінка не повинна залежати від порядку одержування спостережень x_1, x_2, \dots, x_n). Статистики наз. *достатніми* для розподілу ймовірностей F_θ , якщо умовний розподіл вибірки x_1, x_2, \dots, x_n при фіксованих значеннях статистик не залежить від параметра θ . Достатня статистика містить у собі всю інформацію про параметр θ , яка є в цих спостереженнях.

Якщо для параметра θ існує оцінка $\hat{\theta}$ зі скінченною дисперсією й достатня статистика $T(x_1, x_2, \dots, x_n)$, то можна побудувати оцінку $\hat{\theta}_T = \varphi(T)$, яка є *ф-цією достатньої статистики*, має те саме *математичне сподівання*, що й оцінка $\hat{\theta}$, і дисперсію, меншу чи не більшу за дисперсію вихідної оцінки $\hat{\theta}$. Тому, якщо достатні статистики існують, то ці оцінки звичайно використовують *ф-ції* від достатніх статистик.

Поняття обґрунтованості, ефективності й достатності оцінки запровадив у 1922 англ. статистик Р.-А. Фішер. Їх аналогічно визначають у разі, коли розподіл випадкових величин залежить від кількох невідомих параметрів. Невідомими параметрами розподілу ймовірностей звичайно є моменти розподілу, ймовірності потрапляння випадкової величини в заданий інтервал тощо.

Для випадкової величини ξ , яка має біноміальний розподіл з невідомим параметром p (тобто $P\{\xi = k\} = C_m^k p^k (1-p)^{m-k}$, де m —

фіксоване ціле число), статистика $\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i$

побудована за вибіркою x_1, x_2, \dots, x_n незалежних спостережень, є незаміщеною, достатньою й ефективною оцінкою параметра p . Статистика $\sum_{i=1}^n x_i$ має біноміальний розподіл з параметром p . Для випадкової величини ξ , яка має Пуассона розподіл з параметром

λ ($P\{\xi = k\} = e^{-\lambda} \frac{\lambda^k}{k!}$, $k = 0, 1, \dots$), статистика $\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i$ для вибірки незалежних спостережень x_1, x_2, \dots, x_n величини ξ є незаміщеною, достатньою й ефективною оцінкою параметра λ . Статистика $\sum_{i=1}^n x_i$ має розподіл Пуассона з параметром $n \cdot \lambda$. Якщо випадкова величина ξ має показниковий розподіл зі щільністю розподілу

$$f(x, \theta) = \begin{cases} \frac{1}{\theta} e^{-\frac{x}{\theta}}, & \text{якщо } x > 0, \\ 0, & \text{якщо } x \leq 0, \end{cases}$$

де θ — невідоме середнє розподілу ($\theta > 0$), то статистика $\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i$ (за вибіркою незалежних спостережень x_1, x_2, \dots, x_n , є незаміщеною, достатньою й ефективною оцінкою параметра θ . Для випадкової величини, яка має нормальний розподіл з невідомим середнім значенням m і дисперсією σ^2 , статистики $\bar{m} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i$ і $\hat{\sigma}^2 = \frac{1}{n-1} \sum_{i=1}^n (x_i - \bar{m})^2$ (за вибіркою x_1, x_2, \dots, x_n незалежних спостережень) є незаміщеними, сумісно-достатніми й сумісно-ефективними оцінками параметрів m та σ^2 відповідно. Статистики \bar{m} та $\hat{\sigma}^2$ незалежні, причому \bar{m} розподілена нормально в середнім m та дисперсією $\frac{\sigma^2}{n}$, а $\frac{n-1}{\sigma^2} \hat{\sigma}^2$ має розподіл χ^2 з $n-1$ ступенями вільності.

Найважливішими методами знаходження оцінок для параметрів розподілу є метод моментів, що його розробив 1894—1902 англ. статистик К. Пірсон, і метод максимуму правдоподібності, що його запропонував у 1912 англ. статистик Р.-А. Фішер.

Метод моментів полягає в приврівнюванні певного числа вибірових моментів (див. *Емпірична функція розподілу*) до відповідних моментів розподілу, які є ф-ціями від невідомих параметрів. Оцінки одержують, розглядаючи число моментів, яке дорівнює кількості невідомих параметрів, і розв'язуючи одержані рівняння відносно пара-

метрів. Метод моментів широко використовують завдяки простоті обчислювань. Він ґрунтується на тому, що вибірковий момент

$$\text{порядку } s: \hat{m}_s = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i^s, \text{ побудований за}$$

незалежними спостереженнями x_1, x_2, \dots, x_n , є слушною й асимптотично нормальною оцінкою

$$\text{моменту порядку } s: m_s = \int_{-\infty}^{\infty} x^s dF(x) \text{ розподілу } F(x).$$

Якщо розподіл залежить від k невідомих параметрів $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k$, то оцінки методу моментів $\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_k$ можна одержати з рівнянь $m_1(\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_k) = \hat{m}_1, m_2(\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_k) = \hat{m}_2, \dots, m_k(\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_k) = \hat{m}_k$. При дуже загальних умовах оцінки, одержані за методом моментів, є асимптотично незалежними й асимптотично нормальними. Проте за винятком деяких випадків (напр., нормального розподілу) оцінки, знайдені за допомогою методу моментів, не є асимптотично ефективними, тобто навіть при вибірках великого обсягу вони не мають найменшої можливої дисперсії.

Щоб одержати оцінки $\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_k$ для невідомих параметрів $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k$ за допомогою незалежних спостережень x_1, x_2, \dots, x_n випадкової величини зі щільністю розподілу ймовірностей $p(x; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k)$ за методом максимуму правдоподібності, складають ф-цію правдоподібності

$$l(x_1, x_2, \dots, x_n; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k) = \prod_{i=1}^n l(x_i; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k).$$

Як оцінки $\hat{\theta}_1, \hat{\theta}_2, \dots, \hat{\theta}_k$ незалежних параметрів розглядають ті значення величин $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k$, які максимізують ф-цію правдоподібності для вибірки x_1, x_2, \dots, x_n . При практичному знаходженні оцінок за методом максимуму правдоподібності зручніше розглядати замість ф-ції $l(x_1, x_2, \dots, x_n; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k)$ її логарифм $L(x_1, x_2, \dots, x_n; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k) = \ln l(x_1, x_2, \dots, x_n; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k)$, який має максимум при тих самих значеннях $\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k$, що й ф-ція $l(x_1, x_2, \dots, x_n; \theta_1, \theta_2, \dots, \theta_k)$. При деяких простих умовах оцінки, одержані за методом максимуму правдоподібності, є розв'язками системи рівнянь (рівнянь правдоподібності): $\frac{\partial L}{\partial \theta_1} = 0, \frac{\partial L}{\partial \theta_2} = 0, \dots, \frac{\partial L}{\partial \theta_k} = 0$. Якщо існує

ефективна оцінка $\hat{\theta}_\theta$ параметра θ , то рівняння правдоподібності має єдиний розв'язок $\hat{\theta}_\theta$. Оцінки, одержані за методом максимуму правдоподібності, при широких умовах є обґрунтованими (й тому асимптотично незмі-

реними), асимптотично нормальними й асимптотично ефективними оцінками. Якщо існують достатні статистики, то оцінки, одержані за методом макс. правдоподібності, є ф-ціями достатніх статистик.

Коли ж немає певних припущень щодо розподілу вибірки, застосовують і метод мінімуму χ^2 (див. *Статистична перевірка гіпотез*), а для деяких задач — метод найменших квадратів (див. *Регресія*).

Лит. див. до ст. *Математичка статистика*, *А. Н. Лорговича*.

СТАТИСТИЧНОЇ ЛІНЕАРИЗАЦІЇ МЕТОД — метод, що полягає в заміні нелінійних характеристик елементів систем автоматичного керування (САК) лінійними залежностями, які є еквівалентними в розумінні наближення перших двох моментів закону розподілу вхідних координат. Суть методу полягає в тому, що нелінійна залежність

$$Z(t) = F[X(t)], \quad (1)$$

яка зв'язує вхідну $X(t)$ і вихідну $Z(t)$ випадкові змінні якогось елемента САК, заміняється лінійною ф-цією виду

$$Z_1(t) = a(t)[X(t) - \bar{x}(t)] + b(t), \quad (2)$$

де $\bar{x}(t)$ — матем. сподівання випадкової величини $X(t)$, $a(t)$ і $b(t)$ — якісь невідомі числові (то випадкові) функції, які визначають так, щоб $Z_1(t)$ якнайкраще апроксимувала $Z(t)$ у згаданому вище розумінні. Для збігу перших моментів (матем. сподівань) необхідно, щоб справджувалася рівність

$$b(t) = M\{F[X(t)]\}. \quad (3)$$

Функцію $a(t)$ визначають з умов наближення других моментів різними способами.

1) З умови рівності дисперсій $Z(t)$ і $Z_1(t)$ (функцію $a(t)$ тут позначають $a_1(t)$): $\sigma_Z^2(t) \times \times a_1^2(t) = \sigma_Z^2(t)$, тобто

$$a_1(t) = \pm \frac{\sigma_Z(t)}{\sigma_X(t)}, \quad (4)$$

де знак у правій частині рівності треба вибрати так, щоб характер змін ф-цій $Z(t)$ і $Z_1(t)$ був однаковий (напр., якщо $Z(t) = X^2(t)$, то треба взяти «+», а якщо $Z(t) = -\text{sign } X(t)$, то треба взяти «-»). 2) З умови мінімуму дисперсії різниці $[Z(t) - Z_1(t)]$ (тут функцію $a(t)$ позначено $a_2(t)$):

$$\min D\{F[X(t)] - a_2(t)[X(t) - \bar{x}(t)] - b(t)\}. \quad (5)$$

Обчислюючи значення дисперсії у (5) і мінімізуючи знайдений вираз за $a_2(t)$ відомими методами, одержимо

$$a_2(t) = \frac{k_{zx}(t)}{\sigma_X^2(t)}, \quad (6)$$

де k_{zx} — кореляційний момент $X(t)$ і $Z(t)$. Функції $a_1(t)$ і $a_2(t)$, природно, не співпадають одна з одною і не можна вказати заг. міркування на користь того чи іншого способу визначення $a(t)$. Виходячи з досвіду практич-

них розрахунків, рекомендується за $a(t)$ брати пісуму $a_1(t)$ і $a_2(t)$

$$a(t) = \frac{1}{2} [a_1(t) + a_2(t)]. \quad (7)$$

Для обчислювання виразів (3), (4), (6) необхідно мати закон розподілу (щільність імовірності) $f(x)$ ординати випадкової функції $X(t)$ в момент t . Тоді за загальними формулами матем. сподівання можна визначити

$$b(t) = \bar{x}(t) = \int_{-\infty}^{+\infty} x f(x) dx, \quad (8)$$

$$\sigma_x^2(t) = \int_{-\infty}^{+\infty} x^2 f(x) dx - \bar{x}^2(t), \quad (9)$$

$$k_{xx}(t) = \int_{-\infty}^{+\infty} x^2 f(x) dx - \bar{x}(t) \bar{x}(t). \quad (10)$$

Тут $f(x)$ для нестационарних процесів $X(t)$ залежить від t як від параметра.

Цей метод можна застосовувати й для нелінійних систем зі зворотним зв'язком. У цьому разі аргументом характеристики нелінійної ланки буде не вхідна функція $X(t)$, а сума $X(t) + Y(t)$ вхідної й вихідної функцій, і лінеаризувати треба $F[X(t) + Y(t)]$. Формально й тут можна покласти

$$F[X(t) + Y(t)] = a(t)[X(t) + Y(t)] + b(t). \quad (11)$$

Для визначення $a(t)$ і $b(t)$ тут, крім закону розподілу $f(x)$, треба мати й закон розподілу суми $X(t) + Y(t)$. Оскільки параметри $Y(t)$ невідомі, то звичайно при розрахунках припускають, що сума $X(t) + Y(t)$ задовольняє нормальний закон розподілу. Це припущення справджується лише в тому випадку, коли в замкненому контурі є лінійна інерційна ланка з великою сталою часу. Тоді, як відомо, розподіл вихідної координати $Y(t)$ наближається до нормального навіть тоді, коли закон розподілу на вході інерційного елемента значно відрізняється від нормального.

Лит. Пугачев В. С. Теория случайных функций и ее применение к задачам автоматического управления. М., 1962 [Біологія с. 873-878] Казанов И. Е., Доступов В. Р. Статистическая динамика нелинейных автоматических систем. М. 1962 [Біологія с. 325-328]

В. Г. Гринштин, О. М. Пасечник

СТАЦІОНАРНИЙ ВИПАДКОВИЙ ПРОЦЕС — у вузькому розумінні — випадковий процес $\xi(t)$, який має такі властивості: розподіл випадкових векторів вигляду $\{\xi(t_1 + h), \dots, \xi(t_n + h)\}$ в ньому не залежить від h ; у широкому розумінні — випадковий процес $\xi(t)$ за дійсний проміжок $-\infty < t < \infty$, $M|\xi(t)|^2 < \infty$, який має такі властивості: математичне сподівання $a(t)$ в ньому не залежить від часу t , а кореляційна функція $R(t, \tau)$ залежить лише від різниці $t - \tau$. Будь-який С. в. п. $\xi(t)$ у вузькому розумінні, для якого $M|\xi(t)|^2 <$

$< \infty$, стаціонарний і в широкому розумінні. Для дійсних *застосованих випадкових процесів* наслідком стаціонарності в широкому розумінні є стаціонарність у вузькому розумінні. Нижче розглянуто С. в. п. лише в широкому розумінні. С. в. п. $\xi(t)$ з неперервною кореляційною функцією допускає спектральне представлення вигляду

$$\xi(t) = \int_{-\infty}^{\infty} e^{it\lambda} d\mu(\lambda),$$

де $\mu(\lambda)$ — якийсь комплекснозначний випадковий процес з ортогональними приростами. Для кореляційної функції $R(\tau)$ правильним є таке представлення.

$$R(\tau) = \int_{-\infty}^{\infty} e^{i\tau\lambda} dF(\lambda),$$

де $F(\lambda)$ — якась невід'ємна, обмежена й монотонно неспадна функція, яка нав. спектральною функцією С. в. п. Якщо $F(\lambda)$ абсолютно неперервна, то

$$R(\tau) = \int_{-\infty}^{\infty} e^{i\tau\lambda} f(\lambda) d\lambda,$$

де $f(\lambda)$ — спектральна щільність процесу $\xi(t)$.

Спектральні представлення С. в. п. та їхніх кореляційних функцій є ефективним засобом визначення багатьох процесів (теплові шуми в електр. колах, випадкові флуктуації в лінійних системах, шуми атмосферної турбулентності, акустичні й атмосферні завади тощо).

Важливий клас становлять С. в. п. з дробово-раціональними спектральними щільностями. Такі процеси застосовують, досліджуючи задачі, пов'язані з аналізом та синтезом динамічних систем. Як приклад можна навести лінійну динамічну систему з певними параметрами, робота якої описується лінійними дифер. рівняннями з постійними коефіцієнтами. Якщо під час роботи системи на її вході діє стаціонарна завада типу «білого шуму», на її виході утворюється С. в. п., що має дробово-раціональну спектральну щільність. У багатьох галузях техніки широко застосовують С. в. п., спектральні функції яких зосереджено на скінченному інтервалі $[-\omega, \omega]$. Для таких процесів справджується представлення

$$\xi(t) = \sum_{k=-\infty}^{\infty} \frac{1}{\omega} \frac{\sin \omega \left(t - \frac{\pi k}{\omega} \right)}{t - \frac{\pi k}{\omega}} \xi \left(\frac{\pi k}{\omega} \right).$$

Інакше кажучи, значення випадкового процесу $\xi(t)$ в будь-який момент часу t однозначно відновлюється за значеннями процесу в рівновіддалені моменти часу $\frac{\pi k}{\omega}$.

$k = 0, \pm 1, \pm 2, \dots$ Таке представлення відоме в літературі як теорема Котельникова — Шеннона. Його застосовують у статистичній радіотехніці, радіолокації, теорії інформації передавання та в інших галузях техніки.

Широкого застосування набувають лінійні перетворення С. в. п. Лінійним перетворенням С. в. п. $\xi(t)$ наз. перетворення вигляду

$$\eta(t) = \int_{-\infty}^{\infty} e^{i\lambda t} \varphi(\lambda) \xi(d\lambda),$$

де $\varphi(\lambda)$ наз. спектральною характеристикою цього лінійного перетворення, або середньоквадратичною границею виразів означеного виду. Лінійні перетворення С. в. п. можна реалізувати за допомогою таких тех. засобів, як лінійні фільтри, підсилювачі, узагальнювальні ланки тощо.

Для С. в. п. можна поставити задачі лінійного прогнозування, лінійної екстраполяції та інтерполяції. Задача лінійного прогнозування зводиться до оцінки значень якоїсь випадкової величини η , що є лінійним функціоналом від С. в. п. $\xi(t)$. Задача лінійної екстраполяції полягає в прогнозуванні процесу $\xi(t)$ на майбутнє, тобто за значеннями процесу $\xi(t)$, $t \leq t_0$ визначають найкращий прогноз невідомих значень $\xi(t + \tau)$, $\tau > 0$. Процеси, для яких можливим є безпомилковий лінійний прогноз при будь-якому $\tau > 0$, наз. лінійно-сингулярними процесами. Такими процесами є, напр., процеси з обмеженими спектрами. Задача лінійної інтерполяції зводиться до найкращого лінійного прогнозу невідомих значень $\xi(t)$ С. в. п. на відрітку $t_1 \leq t \leq t_2$ за рештою всіх його значень, що відповідають $t < t_1$ або $t > t_2$.

Певним узагальненням С. в. п. є стаціонарні стаціонарнопов'язані процеси $\xi(t)$ та $\eta(t)$, для яких взаємна кореляційна φ -ція $R_{\xi\eta}(t, \tau) = R_{\eta\xi}(t - \tau)$. Для цих процесів можна поставити задачу лінійної фільтрації, тобто за спостережуваними значеннями процесу $\xi(t)$, $t \leq t_0$ визначити найкращий прогноз невідомих значень процесу $\eta(t + \tau)$. З усіма цими задачами тісно пов'язана теорія оптимальної лінійної фільтрації, коли за заданим вхідним випадковим процесом треба синтезувати оптимальну систему, яка формує процес із заданими властивостями на виході цієї системи. Ця теорія набула застосування при розв'язуванні багатьох задач автоматичного керування теорії, радіолокації, теорії виявлення сигналів тощо. Застосування теорії оптимальної фільтрації стаціонарних процесів у теорії виявлення сигналів привело до синтезу узагальненого фільтра, за допомогою якого найлегше виявити заданий невідомий сигнал на фоні стаціонарної завади.

Розв'язування багатьох задач теорії С. в. п. тісно пов'язане з розв'язуванням інтегр. рівняння, яке споріднене з Вінера — Хеллера рівнянням. Для стаціонарних (у широкому розумінні) випадкових процесів з дробово-раціональними спектральними щільностями

розроблено методи розв'язування рівняння

$$\int_{-\infty}^{\infty} e^{-i\lambda t} \varphi(\lambda) F(d\lambda) = a(t)$$

у тому разі, коли функцію $a(t)$ визначено на скінченному інтервалі $0 \leq t \leq T$. Стаціонарні (у вузькому розумінні) випадкові процеси мають ергодичну властивість (див. *Ергодична теорія*), яка полягає в тому, що з імовірністю 1 існує границя

$$M(\xi(t)) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \int_0^T \xi(t) dt.$$

Ергодична властивість ґрунтується на рівності з імовірністю 1 середнього за простором реалізації і часового середнього за однією реалізацією. На цій властивості ґрунтується робота приладів (корелометрів), призначених для аквірування кореляційних функцій реально існуючих фізичних процесів (див. *Корелатор*).

Лит.: Розенков Ю. А. Стаціонарні випадкові процеси. М., 1962 (Бібліогр. в. 280—284). Гяхман Н. Я., Скороход А. В. Введення в теорію випадкових процесів. М., 1965 (Бібліогр. в. 648—654). Прохоров Ю. В., Розанов Ю. А. Теорія ймовірностей. Основні поняття. Предельные теоремы. Случайные процессы. М., 1967 (Бібліогр. в. 481—487). Крамер Г., Лихтенберг М. Стаціонарні випадкові процеси. Пер. с англ. М., 1969 (Бібліогр. в. 379—388).

О. М. Демченко.

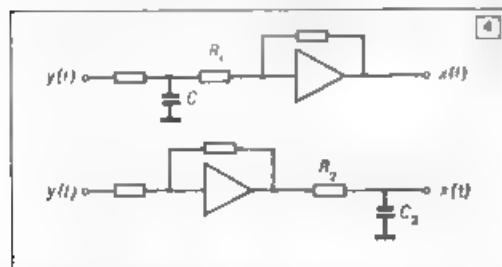
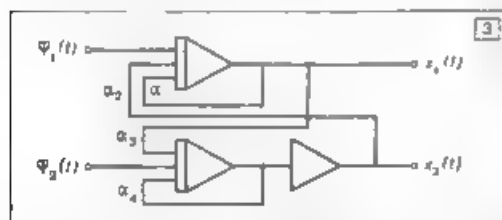
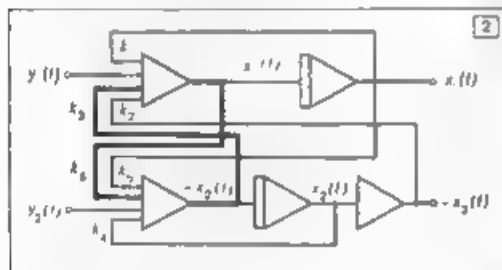
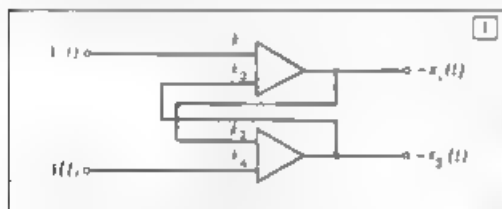
СТІЙКІСТЬ ЗА ЛЯПУНОВИМ — див. *Ляпунові методи*, *Стійкості неперервних систем*, *теорія*.

СТІЙКІСТЬ МОДЕЛІ — властивість моделі, яка полягає в тому, що відхилення її реальних вихідних сигналів від ідеальних сигналів не перевищують допустимо малих величин, якщо сигнали збурювальних ділей перебувають у заданих межах, а незалежні зміни аналогової моделі змінюються на кінцевому інтервалі. За ідеальні вважають вихідні сигнали моделі, яка абсолютно точно реалізує потрібні матем. залежності, в яких сигналів ділей немає. Поняття С. м. відповідає відомому у матем. теорії стійкості поняттю стійкості руху при постійно діючих збурювальних рівнянь. Сигнали завад моделі в матем. теорії стійкості наз. збурювальними рівняннями. Ідеальні й реальні вихідні сигнали моделі та різницю цих сигналів визначають відповідно як незбурений і збурений рух і відхил збуреного руху від незбуреного. В багатьох випадках аналіз С. м. можна вести до багатовимірного аналізу стійкості руху за Ляпуновим (див. *Ляпунові методи*).

С. м. інерційних об'єктів, рух яких описується інтегро-дифер. рівняннями, залежить переважно від стійкості модельованих об'єктів, бо коли за допомогою моделі досліджують нестійкі об'єкти звичайними методами, різниця між ідеальними і реальними вихідними сигналами моделі в більшості випадків досягає недопустимо великих значень. Однак нестійкість зазначених моделей, а та-

кож моделей безінерційних об'єктів, які описують алгебр. рівняннями, може бути зумовлена й неідеальністю самих моделей: паразитними джерелами інерційності (напр., зосередженнями й розподіленими паразитними ємностями та індуктивностями), відхиленнями від номіналу параметрів моделі, похибкою апроксимацій функціональних залежностей або методів пошуку екстремумів тощо.

Паразитні джерела інерційності дуже впливають на С. м. у тому випадку, коли схема набору моделі має замкнені безінерційні контури, до складу яких не входять інерційні блоки (інтегрувальні, аперіодичні й т. ін.).



1. Схема набору моделі, яка при $k_1, k_2 > 1$ є нестійкою через інерційність суматорів-інверторів.

2. Схема набору моделі інерційного об'єкта з нестійким замкненим безінерційним контуром.

3. Схема набору моделі, яка демонструє можливість відключення безінерційних контурів.

4. Схема розв'язувальних аперіодичних блоків, стійкість яких залежить від величин опорів R_1 і R_2 та ємностей C_1 і C_2 .

замкнені контури з парним числом блоків, які виконують операції інвертування знака їхніх вхідних сигналів разом з іншими матем. операціями. Так, модель звичайно буває нестійкою, якщо до складу її схеми набору, реалізованої на базі підсилювачів операційних, входять замкнені безінерційні контури з парним числом підсилювачів і з коефіцієнтом передавання в розімкненому стані $K_{p.н.} > 1$.

Можливість існування ефекту нестійкості таких моделей можна проілюструвати таким прикладом. Нехай у моделі (мал. 1) безінерційного об'єкта, описуваного системою рівнянь

$$-x_2 + k_2 x_1 = k_1 i,$$

$$k_2 x_1 - x_2 = k_3 i,$$

де $k_2 > 1, k_3 > 1$, передавальні функції суматора по кожному входу, оскільки на них впливають паразитні параметри, інерційність

підсилювачів, мають вигляд $k_i(p) = \frac{k_i}{1 + T_i p}$

(p — комплексна змінна, $T_i > 0$). При цьому полюси зображення за Лапласом для вихідних сигналів моделі $x_1(t)$ і $x_2(t)$ мають додатні дійсні частини, що свідчить про нестійкість моделі. Замкнені безінерційні контури можуть з'явитися у схемі набору моделі не тільки під час моделювання безінерційних об'єктів, а й під час моделювання об'єктів, рух яких описують системою звичайних дифер. рівнянь, що містять похідні одного порядку кількох залежних змінних. Так, у схемі набору моделі об'єкта, рух якого описують системою рівнянь

$$x_1 = k_1 x_2 - k_2 x_1 - k_3 x_2 + y_1(t), \quad (1)$$

$$x_2 = k_2 x_1 + k_3 x_2 - k_4 x_1 + y_2(t).$$

де $k_i > 0$ ($i = 1, \dots, 4$), $k_2 k_3 > 1$, $x_1(0) = x_{10}$ є замкнений контур (на мал. 2 його виділено жирною лінією) з коефіцієнтом $K_{p.н.} = k_2 k_3 > 1$.

Нестійкі окремі контури, що входять до моделі, звичайно є причиною нестійкості всієї моделі, це має місце і в розглянутому випадку.

Дослідження об'єкта за допомогою моделі треба починати з перевірки С. м. Для цього можна піддати невеликим варіаціям її вхідні сигнали, початкові умови й параметри. Якщо внаслідок цих варіацій трохи змінюється розв'язок, то має місце С. м. А якщо модель нестійка, то, визначивши причину нестійкості, домагаються стійкості, здійснюючи відповідні перетворення. В багатьох випадках можна використати прямі методи Ляпунова. Але оскільки ці методи складні, на практиці вдаються здебільшого до простіших критеріїв стійкості, але застосовувати їх можна лише в окремих випадках: алгебр. критерій Рауса — Гурвіца, частотні критерії Михайлова, Найквіста і ін. (див. *Стійкості критерії*). Для забезпечення С. м. нестійко

го об'єкта, рух якого описують системою рівнянь

$$\dot{x}_i(t) = \sum_{j=1}^n a_{ij}(t) x_j(t) + f_i(t), \quad (2)$$

($i = 1, \dots, n$, $x_i(0) = x_{i0}$), доцільно використувати змінний масштаб кожної залежної змінної $x_i(t)$ об'єкта:

$$x_i(t) = y_i(t) e^{\alpha t}, \quad (3)$$

де α досить велике додатне число. Після підстановки виразу (3) в систему (2) ця система має вигляд:

$$\dot{y}_i(t) = \sum_{j=1}^n a_{ij}(t) y_j(t) + [a_{ii}(t) - \alpha] y_i(t) + e^{-\alpha t} f_i(t). \quad (4)$$

Величину α можна обрати експериментальним шляхом або за допомогою відомих оцінок найбільших власних чисел матриць, якщо в (2) коефіцієнти є постійними. При експериментальному визначенні α шаркують діагональні коефіцієнти матриці рівнянь (2) доти, поки модель стане стійкою. Під час моделювання деяких нестійких нелінійних об'єктів можна застосовувати змінний масштаб виду (3).

Перетворенням, яке часто приводить до стійких моделей нестійких об'єктів, рух яких описується дифер. рівняннями з крайовими умовами, є зміна масштабу незалежної змінної $t = -t_1$. Отже, задачу розв'язують у зворотному часі. При цьому треба, щоб усі функціональні залежності в вихідних рівняннях були однозначними. Для моделей лінійних об'єктів перетворення $t = -t_1$ дає позитивний результат тоді, коли всі корені характеристичного рівняння руху об'єкта мають додатні дійсні частини. Методику моделювання нестійких об'єктів у загальному випадку розроблено ще недостатньо. При визначенні умов стійкості об'єкта особливу увагу приділяють тому, щоб зменшити вплив неідеальності моделі на її стійкість. Для цього в схему набору моделі включають безінерційні нестійкі контури (якщо вони є), зводячи вихідну систему дифер. рівнянь до нормального виду. Напр., після виключення похідних у правих частинах рівнянь системи (1) при $k_1 - k_2 k_3 > 0$, $k_4 - k_1 k_3 > 0$, $k_4 - k_2 k_3 > 0$ ця система набуває вигляду:

$$\begin{aligned} \dot{x}_1 &= -\alpha_1 x_1 + \alpha_2 x_2 + \varphi_1(t), \\ \dot{x}_2 &= -\alpha_2 x_1 - \alpha_3 x_2 + \varphi_2(t), \end{aligned} \quad (5)$$

де $\alpha_i > 0$ ($i = 1, \dots, 4$). Схема набору моделі (мал. 3) для розв'язування рівнянь (5) не містить, на відміну від схеми (мал. 2), замкнених безінерційних контурів. Якщо складена згідно з наведеним до нормального виду вихідним дифер. рівнянням структурна схема моделі, що містить при цьому безінерційні замкнені контури, не відображає структуру об'єкта, то досліджувати його можна за допомогою моделі, структурну схему якої складено згідно з зведеним до нормального вигляду

вихідним дифер. рівнянням. Інакше це свідчить про те, що при матем. описуванні об'єкта не було зраховано істотно малих параметрів. Для продовження досліджень на моделі доцільно уточнити матем. опис об'єкта. Треба, щоб у моделі були стійкими й усі розв'язувальні блоки (підсумовувальні, інтегровальні, малінійнні тощо) в режимі автономного функціонування за всіх можливих вхідних сигналів. До стійкості розв'язувальних блоків можуть приводити додаткові коригуючі зв'язки в різних ділянках схеми блоків, напр., змінання ємності в коло зворотного зв'язку операційного підсилювача. Але такі додаткові зв'язки звичайно приводять до збільшення динамічних похибок блоку при швидкозмінних вхідних сигналах. Якщо застосовувати коригуючі зв'язки небажано або це не дає потрібного ефекту, то треба змінити параметри схеми розв'язувального блоку або всю схему. Напр., розв'язувальні блоки (мал. 4) при малих величинах опорів R_1 , R_2 і досить великих значеннях ємностей C_1 , C_2 будуть нестійкі через вплив інерційності підсилювача. Щоб домогтися стійкості, можна зменшити величини C_1 , C_2 і збільшити R_1 , R_2 .

Якщо в схемі набору моделі немає нестійких блоків і контурів, а розв'язувальні блоки виконують потрібні матем. операції з меншими похибками, ніж похибки при матем. описуванні модельованого інерційного об'єкта, то можна вважати, що неідеальність моделі практично не позначається на її стійкості. Для зменшення впливу різних паразитних джерел інерційності на С. м. безінерційного об'єкта, схема набору якого складається з підсумовувальних підсилювачів і потенціометрів установок масштабних коефіцієнтів, до складу схеми вводить додаткові інтегровальні або (замість підсумовувальних) аперіодичні блоки. Постійні часу цих блоків набагато перевищують постійні часу, зумовлені паразитними параметрами. При цьому вихідна система алгебр. рівнянь

$$Ax = b \quad (6)$$

перетворюється на систему дифер. рівнянь

$$Tx + Ax = b \quad (7)$$

(A , T — матриці, b — вектор — стовпчик коефіцієнтів). Розв'язавши систему (7), одержують значення вектора невідомих x , якщо власні числа матриці A мають від'ємні дійсні частини, бо лише за цієї умови система (7) описує стійкий рух. Модель, реалізована на базі операційних підсилювачів сучасних АОМ за методом безпосереднього моделювання, працює адекватно стійко, якщо всі діагональні елементи матриці A — одного знака і перевищують абсолютні значення недиагональних елементів, які стоять у тому самому рядку і тому самому стовпчику. Якщо матриця A не задовольняє цієї умови, то, помінявши місцями стовпчики чи рядки, іноді буває неважко звести її до потрібного виду. Другий спосіб забезпечення стійкості

у випадку неособливої матриці A полягає в тому, що обидві частини рівнянь (7) спочатку множать на транспоновану матрицю A' :

$$x_1 x + A' A x = A' b. \quad (8)$$

Власні числа матриці AA' завжди мають від'ємні дійсні частини, тому модель, описана рівняннями (8), є стійкою. Схеми набору для розв'язування рівняння (8) характеризуються тим, що кожен з коефіцієнтів матриці A двічі вводить в схему.

Якщо моделі інерційних або базінерційних об'єктів реалізовано за допомогою гібридних розв'язувальних блоків, у яких використано аналогові й цифрові форми представлення інформації, то на С. м. діють додаткові фактори: квантування за часом, за рівнем, запізнювання, стійкість обчисл. алгоритмів цифрових блоків тощо. Аналізуючи стійкість гібридних моделей, застосовують класичні критерії стійкості імпульсних систем, а також емпіричні спрощені критерії.

Літ. Коган Б. Я. Электронные моделирующие устройства и их применение для исследования систем автоматического регулирования. М., 1964 [66б. логр. с. 494—503]. Демидович Б. П. Лекции по математической теории устойчивости. М. 1967 [66б. логр. с. 616—693]. Пухов Г. Е. Методы анализа и синтеза квазианалоговых автоматов. Цейт. Н., 1967 [66б. логр. с. 560—564]. Вертама А. Ф., Годлевский В. С. Моделирование трансцендентных уравнений при исследовании устойчивости. «Автоматика и телемеханика», 1988, № 9. Рыбацкий М. В., Дудников Е. Р. Графические методы решения линейных систем, неравенств и задач линейного программирования на аналоговых вычислительных машинах. М., 1970 [66б. логр. с. 141—142]. Лебедев А. Н. Применение аналоговых вычислительных устройств в судовой системе автоматического управления. Ц. 197 [66б. логр. с. 304—309]. Пароли М. Доказательство характеристических чисел матрицы ее применения. Пар. с. Франц. М., 1960 [66б. логр. с. 163—166].

В. С. Лоскутовский, П. А. Мотомоса.

СТІЙКІСТЬ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ АЛГОРИТМІВ — див. *Стійкість різницьових схем*. **СТІЙКІСТЬ РІЗНИЦЕВИХ СХЕМ** — неперервна залежність розв'язку різницевої задачі від вхідних даних. Під різницевою схемою (р. с.) розуміють систему різницьових рівнянь, що апроксимують ту або іншу задачу матем. фізики. Припустимо, що вихідну дифер. задачу поставлено коректно, тобто, що її розв'язок існує, що він єдиний і неперервно залежить від вхідних даних. Запишемо вихідну дифер. задачу у вигляді

$$L u(x) = f(x), \quad x \in G, \quad (1)$$

де G — область зміни незалежних змінних x , L — лінійний дифер. оператор, $f(x)$ — вхідні дані (праві частини осн. рівняння та граничних умов і початкові дані). При чисельному розв'язуванні задачі (1) методом скінчених різниць область G замінюють дискретною множиною точок G_h — сіткою. Параметр h (крок) характеризує щільність сітки, так що $G_h \rightarrow G$ при $h \rightarrow 0$. Після апроксимації дифер. операторів, що входять у рівняння (1), різницеви́ми, а правої частини $f(x)$ — сітковою функцією $\varphi_h(x)$ одержимо р. с.

$$L_h u_h(x) = \varphi_h(x), \quad x \in G_h, \quad (2)$$

де L_h — лінійний різницевий оператор. Вважають, що різницева задача (2) поставлено коректно, якщо при всіх досить малих h і при будь-яких правих частинах $\varphi_h(x)$ її розв'язок $y_h(x)$ існує, якщо він єдиний і неперервно залежить від вхідних даних $\varphi_h(x)$, при цьому ця залежність є рівномірною за h . Властивість рівномірної відносно h неперервної залежності розв'язку різницевої задачі від вхідних даних і наз. С. р. с.

Для обчислювання на ЕОМ практично придатні лише стійкі р. с. Припустимо, що множини Φ_h функцій, заданих на сітці G_h , утворює лінійний нормований простір H_h (див. *Простір абстрактний у функціональному аналізі*). Тоді С. р. с. вигляду (2) означає, що для розв'язку задачі (2) при всіх досить малих h і при будь-яких $\varphi_h(x) \in H_h$ справджується оцінка

$$\|y_h\|_{(H_h)} \leq M \|\varphi_h\|_{(H_h)} \quad (3)$$

де $M > 0$ — стала, яка не залежить від h та φ_h , $\|\cdot\|_{(H_h)}$ та $\|\cdot\|_{(H_h)}$ — якісь норми в H_h . Розв'язок задачі (2) збігається до розв'язку задачі (1), якщо $\|y_h - u\|_{(H_h)} \rightarrow 0$ при $h \rightarrow 0$. Для різниці $z_h(x) = y_h(x) - u(x)$ одержимо задачу

$$\begin{aligned} L_h z_h(x) &= \Psi_h(x), \quad \Psi_h(x) = \\ &= \varphi_h(x) - L_h u(x); \quad x \in G_h, \end{aligned} \quad (4)$$

де права частина $\Psi_h(x)$ — похибка апроксимації схемою (2). З наведених вище визначень випливає, що коли різницеву задачу (2) поставлено коректно й вона апроксимує коректно поставлену задачу (1), то розв'язок $y_h(x)$ задачі (2) збігається до розв'язку $u(x)$ задачі (1).

Розглянемо деякі Р. с. для рівняння теплопроводності

$$\left. \begin{aligned} \frac{\partial u}{\partial t} &= \frac{\partial^2 u}{\partial x^2}, \quad 0 < x < 1, \quad 0 < t < T, \\ u(x, 0) &= u_0(x), \quad u(0, t) = u(1, t) = 0. \end{aligned} \right\} \quad (5)$$

В області G ($0 < x < 1$, $0 < t < T$) побудуємо сітку $G_{ht} = G_h \times G_t$, $G_h = \{x_i = ih, i = 1, 2, \dots, N-1\}$, $G_t = \{t_n = nt, n = 0, 1, \dots, k\}$, де $h = 1/N$ — крок за простором, $t = T/k$ — крок за часом. Апроксимуємо задачу (5) системою різницьових рівнянь

$$\left. \begin{aligned} y_{i,1}^n &= \Lambda (\sigma y_{i-1}^{n+1} + (1-\sigma) y_i^n), \\ i &= 1, 2, \dots, N-1, \\ y_0^n &= y_N^n = 0, \quad n = 0, 1, \dots, k-1, \\ y_i^0 &= u_0(x_i), \end{aligned} \right\} \quad (6)$$

$$\begin{aligned} \text{де} \quad y_{i,1}^n &= (y_{i+1}^{n+1} - y_i^n)/\tau; \\ \Lambda y_i &= (y_{i+1} - 2y_i + y_{i-1})/h^2, \\ i &= 1, 2, \dots, N-1, y_0 = y_N = 0. \end{aligned} \quad (7)$$

Похибка апроксимації Ψ схеми (6) — величина порядку $\tau + h^2$, тобто $\Psi = O(\tau + h^2)$; якщо $\sigma = 0,5$, то $\Psi = O(\tau^2 + h^2)$ і якщо $\sigma = 0,5 - h^2/12\tau$, то $\Psi = O(\tau^2 + h^4)$. Р. с. (6) містить параметри σ, h та τ , якими можна керувати в певних межах. При практичному використанні схеми (6) важливо з'ясувати область зміни параметрів σ, h, τ , в якій схема (6) є стійкою або, інакше кажучи, визначити умови стійкості р. с. Досліджувати стійкість р. с. (6) можна, напр., методом розподілу змінних або методом енерг. нерівностей.

В методі розподілу змінних розв'язок задачі (6) шукають у вигляді суми

$$y_i^{n+1} = \sum_{k=1}^{N-1} c_k^n \mu_k(x_i). \quad (8)$$

де $\mu_k(x_i) = \sqrt{2}$ для $k \neq x_i$, $k = 1, 2, \dots, N-1$ — власні ф-ції оператора (7), c_k^n — коэф., які треба визначити. Відомо, що ф-ції $\mu_k(x)$ створюють ортонормовану в розумінні скалярного добутку

$$(y, v) = \sum_{i=1}^{N-1} y_i v_i h \quad (9)$$

систему на множині H_N сіткових функцій, що перетворюються на нуль при $i = 0$ та $i = N$. Підставивши рівняння (8) в рівняння (6) і врахувавши лінійну незалежність ф-цій $\mu_k(x)$, знаходимо рекурентне співвідношення для визначення c_k^{n+1} :

$$c_k^{n+1} = q_k c_k^n, \\ q_k = (1 - (1 - \sigma) \tau \lambda_k) / (1 + \sigma \tau \lambda_k),$$

де λ_k — власне значення номера k оператора (7),

$$\lambda_k = \frac{4}{h^2} \sin^2 \frac{\pi k h}{2}.$$

Якщо виконано умову

$$\sigma > \frac{1}{2} - \frac{h^2}{4\tau}, \quad (10)$$

то $|q_k| < 1$, $k = 1, 2, \dots, N-1$, отже,

$$\|y^{n+1}\|^2 = (y^{n+1}, y^{n+1}) = \sum_{k=1}^{N-1} (c_k^{n+1})^2 < \\ < \sum_{k=1}^{N-1} (c_k^n)^2 = \|y^n\|^2,$$

тобто схема (6) стійка в нормі

$$\|y\| = \sqrt{(y, y)} = \left(\sum_{i=1}^{N-1} y_i^2 \right)^{1/2}. \quad (11)$$

Нерівність (10) є умовою С. р. с. (6).

Метод енергетичних нерівностей полягає у заміні задачі (6) на енерг. тотожність

$$\|y_i^n\|^2 + (\sigma - 0,5) \tau \|y_{ix}^n\|^2 + (\|y_x^n\|)_i = 0 \quad (12)$$

де $\|\cdot\|$ визначають відповідно до (11), $y_x^n =$

$$= y_{x,i}^n = (y_i - y_{i-1})/h \text{ та } \|y_x^n\|^2 = \sum_{i=1}^N y_{x,i}^2 h.$$

Враховуючи оцінку $\|y_x^n\|^2 \leq 4 \|y_i^n\|^2/h^2$, що справджується для всіх сіткових ф-цій, які дорівнюють нулеві при $i = 0$ та $i = N$, одержимо в (12) енерг. нерівність

$$\left| (\sigma - 0,5) \tau + \frac{h^2}{4} \right| \|y_{ix}^n\|^2 + (\|y_x^n\|)_i \leq 0.$$

З цих нерівностей випливає, що коли виконано умову (10), для розв'язку задачі (6) справджується оцінка $\|y_x^n\| \leq \|y_i^n\|$, $n = 0, 1, \dots$, а це означає С. р. с. (6) в нормі $\|y\|_0 = \|y_x\|$.

Будь-яку Р. с. можна розглядати неважко від тих чи інших вихідних рівнянь як операторне рівняння в якомусь лінійному просторі. Напр., будь-яку двошарову р. с. можна записати як рівняння

$$B \frac{y^{n+1} - y^n}{\tau} + Ay^n = \varphi^n, \quad n = 0, 1, \dots, \quad (13)$$

де A та B — лінійні оператори, що діють у якомусь просторі H_h (просторі сіткових ф-цій), $y^n = y(t_n)$ — ф-ція дискретного аргументу $t_n = n\tau$ зі значеннями в H_h . Запис двошарової р. с. у вигляді (13) наз. канонічною формою двошарової р. с. Умови С. р. с. (13) формулюють як ряд вимог, які накладають на оператори A та B . Нехай H_h — дійсний гільбертів простір із скалярним добутком (y, v) і нормою $\|y\| = \sqrt{(y, y)}$. Якщо в схемі (13) оператор A не залежить від t , якщо він є самоспрямленим і додатним, то для стійкості схеми (13) досить, щоб було виконано умови

$$(Bx, x) > 0,5\tau (Ax, x), \quad \forall x \in H_h. \quad (14)$$

За цих умов для розв'язку задачі (1) справджується оцінка $(Ay^n, y^n) \leq (Ay^0, y^0)$, $n = 0, 1, \dots$. Звідси видно, що С. р. с. характеризується такими досить заг. властивостями різницьких операторів, як самоспрямленість та додатність їх. При такому заг. підході до дослідження стійкості структури операторів A та B можна не конкретизувати. Будь-яку тришарову р. с. можна записати в канонічному вигляді (в ній y_0, y_1 задано)

$$By_0^n + \tau^2 Ay_1^n + Ay_0^n = \varphi^n, \quad n = 1, 2, \dots, \quad (15)$$

де $y = y^n$, $y_0^n = (y^{n+1} - y^{n-1})/(2\tau)$,

$$y_1^n = (y^{n+1} - 2y^n + y^{n-1})/\tau^2, \quad \tau > 0.$$

Якщо A та B — самоспрямлені додатні оператори, які не залежать від $t_n = n\tau$, то для стійкості схема (15) достатньо, щоб було виконано умови: $(Bx, x) > 0$, $(Rx, x) > \frac{1}{4} \times \times (Ax, x)$, $\forall x \in H_h$.

Літ. Рябенський В. С., Фидіппов А. Ф. Об устойчивости разностных уравнений. М., 1956

[Бібліогр. с. 169—171]; Годунов С. К., Рябенський В. С. Введення в теорію різностних схем. М., 1962 [Бібліогр. с. 272—274]; Самарський А. А. Введення в теорію різностних схем. М., 1971 [Бібліогр. с. 338—350]; Ряхтязев Р. Д., Мортон К. Різностні методи рішення краєвих задач. Пер. с англ. М., 1972 [Бібліогр. с. 381—413].

О. В. Грин, О. О. Самарський.
СТІЙКІСТЬ ЧИСЕЛЬНОГО МЕТОДУ — неперервна залежність розв'язку, одержаного чисельним методом, від вхідних даних. Див. *Стійкість різностних схем*.

СТІЙКІСТЬ ДИСКРЕТНИХ СИСТЕМ ТЕОРІЯ — розділ прикладної математики й автоматичного керування теорії, що включає умови, за яких дискретна система (ДС) є стійкою. Коли ці умови набувають вигляду конкретних нерівностей, залежних лише від параметрів системи, їх наз. *стійкістю крімів*. Стійкість (у широкому розумінні) — це здатність системи прямиати з різних початкових станів до якогось рівноважного (стаціонарного) стану. Дуже великий і найбільш вивчений клас ДС можна описати різницевими рівняннями виду

$$y_{n+1} = g(y_n); \quad n = 0, 1, 2, \dots \quad (1)$$

де $y_n = (y_n^{(1)}, \dots, y_n^{(m)})$ — вектор фазових координат $y_n^{(i)}$, який однозначно визначає динамічний стан ДС; n — дискретна незалежна змінна; $g(y) = (g^{(1)}(y), \dots, g^{(m)}(y))$ — однозначна вектор-функція, обмежена на будь-якій обмеженій множині значень y . Система рівнянь (1) являє собою дискретний аналог системи автономної звичайних диференціальних рівнянь. Розглянемо її розв'язок в евклідовому фазовому просторі $G^m = \{y_n\}$.

Станови спокою ДС у G^m відповідає точка рівноваги (інваріантна точка) y^0 , для якої виконується тотожність $y^0 = g(y^0)$. Узагальненням поняття «інваріантна точка» є інваріантна множина M , для якої з $y_n \in M$ випливає $y_{n+1} = g(y_n) \in M$. Підстановивши $y_n = x_n + y^0$ приводить (1) до виду

$$x_{n+1} = g(x_n + y^0) - y^0 = f(x_n), \quad f(0) = 0. \quad (2)$$

Розв'язок y^0 наз. *незбуреним рухом*, рівняння (2) — *рівняннями збуреного руху*, а їхні розв'язки x_n — *збуреними рухами системи* (1). Незбуреним рухом системи (2) є тривіальний розв'язок $x^0 = 0$.

Незбурений рух системи (1) наз. *стійким* за Ляпуновим (або просто стійким), якщо для будь-якого $\varepsilon > 0$ існує $\lambda(\varepsilon) > 0$, що при всіх $n \geq 0$ з $|x_0| < \lambda(\varepsilon)$ внаслідок системи (2) випливає $|x_n| < \varepsilon$ (тут $|x_n|$ — евклідова норма x_n). Якщо, крім того, при будь-якому x_0 $\lim_{n \rightarrow \infty} x_n = 0$, то незбурений рух системи (1) наз. *асимптотично стійким*. Якщо для якогось $\varepsilon > 0$ неможливо підібрати число $\lambda(\varepsilon) > 0$, яке задовольняє наведене визначення, то незбурений рух системи (1) є нестійким. Як вили-

ває з визначень, питання про стійкість незбуреного руху системи (1) повністю розв'язують, досліджуючи стійкість тривіального розв'язку системи (2), тому надалі будемо розглядати лише рівняння збуреного руху. В тих випадках, коли тривіальний розв'язок системи (2) стійкий (асимптотично стійкий) за будь-яких початкових станів $x_0 \in E^m = \{x_n\}$, то маємо стійкість (асимптотичну стійкість) у цілому; якщо розв'язок стійкий (асимптотично стійкий) лише при $x_0 \in R$, де R — якась однов'язна область в E^m , то маємо стійкість (асимптотичну стійкість) в області R .

Найзагальнішим методом аналізу стійкості ДС є дискретний аналог 2-го (прямого) Ляпунова методу. Він зводить задачу дослідження стійкості системи (2) до вивчення властивостей якоїсь неперервної функції $v(x_n)$ (функції Ляпунова) та її першої різниці $\Delta v_n = v_{n+1} - v_n = v[f(x_n)] - v(x_n) = \Delta v(x_n)$ вздовж траєкторій системи (2). Функцію $v(x)$ наз. *додатно (від'ємно) визначеною*, якщо

$$v(0) = 0; \quad v(x) > 0 (< 0) \text{ при } x \neq 0. \quad (3)$$

Якщо умови (3) виконуються не при всіх x , а лише в якійсь області R , яка є околом початку координат, то маємо *додатну (від'ємну) визначеність функції $v(x)$ в області R* . Основою 2-го методу Ляпунова є такі три теореми.

Теорема 1. Нехай в області $R(\rho)$, всередині якої $|x_n| < \rho$, функція v_n є додатно визначеною, а її перша різниця Δv_n вздовж траєкторій системи (2) — недоводатна. Тоді тривіальний розв'язок системи (2) — стійкий за Ляпуновим.

Теорема 2. Якщо при тих самих припущеннях щодо функції v_n її першу різницю Δv_n вздовж траєкторій системи (2) від'ємно визначено, то тривіальний розв'язок системи (2) асимптотично стійкий.

Наслідки: 1) Якщо умови теореми 1 (2) виконано в області $R(\rho)$, заданій нерівністю $v_n < \rho$, то тривіальний розв'язок системи (2) стійкий (асимптотично стійкий) у R . 2) Якщо $R = E^m$, $v_n \rightarrow \infty$ при $|x_n| \rightarrow \infty$ і виконано умови теореми 1 (2), то тривіальний розв'язок системи (2) стійкий (асимптотично стійкий) в цілому.

Теорема 3. Нехай у як завгодно малому околі початку координат функція v_n може набувати від'ємних значень, а її перша різниця Δv_n вздовж траєкторій системи (2) від'ємно визначена в області $R(\rho)$, всередині якої $|x_n| < \rho$. Тоді тривіальний розв'язок системи (2) нестійкий.

Наступна теорема є однією з модифікацій 1-ї і 2-ї теорем.

Теорема 4 (дискретний аналог теорем Барбашіна — Красовського й Ла Салля). Нехай виконано всі умови 1 і 2 теореми й наслідка 2-го і, крім того, L є обмеженням і являє

собою множини всіх точок з E^m , в яких $\Delta v_n = 0$. Тоді: а) тривіальний розв'язок системи (2) асимптотично стійкий у цілому, якщо в E немає інших цілих траєкторій; б) якщо M є максимальною інваріантною множиною з L , то всі розв'язки системи (2) при $n \rightarrow \infty$ необмежено наближаються до M .

Усі ці теореми допускають явочу геометричну інтерпретацію. Припустимо для простоти, що додатно визначена функція $v(x_n)$ в овулюю. Тоді рівняння

$$v_n = v(x_n) = c = \text{const} \quad (4)$$

визначає в E^m сімейство замкнених, неперетинних, вкладених одна в одну поверхонь, залежних від параметра c (мал. 1), при цьому поверхня $v_n = c_1$ міститься всередині поверхні $v_n = c_2$, якщо $c_1 < c_2$. Поки вздовж траєкторії системи ϕ -ція v_n спадає ($\Delta v_n < 0$), зображальна точка системи стрибкоподібно переходить із зовнішніх поверхонь на внутрішні. Якщо Δv_n є від'ємно визначеною, тобто ϕ -ція v_n спадає всюди, крім початку координат, то зображальна точка у своєму русі асимптотично прямує до поверхні $v_n = 0$, тобто до точки $x_n = 0$.

Умови 1—4-ї теорем не є критеріями стійкості, оскільки поки що немає конструктивних методів вибору ϕ -ції Ляпунова для системи (2). Проте для деяких окремих випадків такі критерії одержано, нижче наведено найважливіші з них.

Важливий клас ДС становлять $x_{n+1} = Ax_n$ ДС, для яких рівняння (2) забуває вигляду

$$x_{n+1} = Ax_n. \quad (5)$$

де A — числова квадратна матриця. Якщо покласти

$$v_n = x_n^T P x_n; \quad P^T = P, \quad (6)$$

де P — додатно визначена матриця, а символ « T » означає транспонування, то вздовж траєкторій системи (5) $\Delta v_n = -x_n^T Q x_n$, де

$$Q = P - A^T P A. \quad (7)$$

Б така теорема (дискретний аналог теореми Ляпунова).

Теорема 5 (теорема Бронбергера). Нехай $Q > 0$; тоді матриця $P > 0$, яка задовольняє матричне рівняння (7), існує в тому і тільки в тому разі, коли всі корені $\lambda_i(A)$ рівняння

$$D(\lambda) = \det(A - \lambda I) = 0 \quad (8)$$

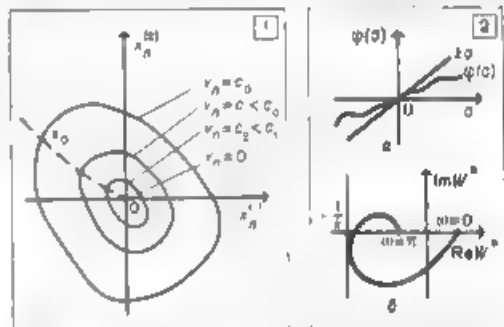
лежать усередині кола одиничного радіуса, тобто якщо

$$|\lambda_i(A)| < 1, \quad i = 1, \dots, m \quad (9)$$

З 5-ї і 2-ї теорем випливає, що умова (9) є умовою асимптотичної стійкості системи (5); ця умова є необхідною й достатньою, в чому можна переконатися й безпосередньо, записавши розв'язок рівняння (5). Відомо кілька ефективних критеріїв, які гарантують виконання умови (9), тому відшукувати корені рівняння (8) нема потреби. Так, напр., підстановка в рівняння (8) $\lambda = \frac{v+i}{v-i}$ зводять розглядувану задачу до проблеми Гурвіца й дає змогу скористатися однойменним критерієм (див. *Гурвіца теорема*). Застосування принципу аргументу до многочлена $D(\lambda)$ дає змогу одержати дискретний аналог критерію Михайлова система (5) є асимптотично стій-

кою розв'язок рівняння (5). Відомо кілька ефективних критеріїв, які гарантують виконання умови (9), тому відшукувати корені рівняння (8) нема потреби. Так, напр., під-

становка в рівняння (8) $\lambda = \frac{v+i}{v-i}$ зводять розглядувану задачу до проблеми Гурвіца й дає змогу скористатися однойменним критерієм (див. *Гурвіца теорема*). Застосування принципу аргументу до многочлена $D(\lambda)$ дає змогу одержати дискретний аналог критерію Михайлова система (5) є асимптотично стій-



1. Геометрична інтерпретація 2-го методу Ляпунова.
2. Геометрична інтерпретація частотного критерію стійкості.

кою в тому і тільки в тому разі, якщо при зміні ω від 0 до π вектор $D(e^{j\omega})$ повертається проти годинникової стрілки на кут π . Як показує розгляд розімкнених і замкнених ДС, а критерію Михайлова безпосередньо випливає дискретний аналог частотного критерію Найквіста, який для ДС формулюється так само, як і для неперервних систем.

Якщо вектор-функція $f(x_n)$ з рівняння (2) неперервна за сукупністю своїх аргументів, то в околі початку координат її можна зобразити у вигляді абсолютно збіжного степеневому ряду. Обмежившись лінійними членами розкладу, одержимо перше наближення системи (2):

$$x_{n+1} = Bx_n, \quad B = \|b_{ij}\| = - \left[\frac{\partial f_i(x_n)}{\partial x_n^{(j)}} \right]_{x_n=0; i,j=1, \dots, m} \quad (10)$$

Подальші теореми є дискретними аналогами теорем Ляпунова про стійкість у малому (див. *Ляпунова методи*).

Теорема 6. Якщо всі корені рівняння $\det(B - \lambda I) = 0$

лежать усередині кола одиничного радіуса, то тривіальний розв'язок системи (2) є асимптотично стійким у достатньо малому своєму околі (інколи кажуть: асимптотично стійкий у малому).

Теорема 7. Якщо хоч один корінь рівняння (11) міститься поза колом одиничного радіуса, то тривіальний розв'язок системи (2) є нестійким.

Для широкого класу нелінійних ДС систему рівнянь (2) можна звести до квазілінійного виду

$$x_{n+1} = A_n x_n \quad (12)$$

де $A_n = A(x_n) = \|a_{ij}(x_n)\|$, Φ -цп $a_{ij}(x_n)$ визначено вступі в E^m або в якомусь околі початку координат. Відповідно до принципу стиснених відображень Банаха для стійкої системи (12) дійсною є нерівність

$$\|A_n x_n\| < \|x_n\|. \quad (13)$$

На основі (13) і різних визначень норми матриці для системи (12) встановлено такий результат.

Теорема 8. Тривіальний розв'язок системи (12) асимптотично стійкий у цілому, якщо при всіх x_n виконано одну з нерівностей:

$$\max_{(i)} \sum_{j=1}^m |a_{ij}(x_n)| < 1; \quad (14)$$

$$\max_{(j)} \sum_{i=1}^m |a_{ij}(x_n)| < 1; \quad (15)$$

$$\max_{(i)} \lambda_i(A_n^T A_n) < 1. \quad (16)$$

де $\lambda_i(A_n^T A_n)$ ($i = 1, \dots, m$) — власні значення матриці $A_n^T A_n$.

Ефективні критерії стійкості одержано для нелінійних ДС, рівняння яких містять явно виражену лінійну частину:

$$x_{n+1} = Ax_n + \Phi(\sigma_n); \quad \sigma_n = B^T x_n. \quad (17)$$

де A — квадратна числова матриця; a та b — числові вектори-стовпці; $\Phi(\sigma)$ — скалярна нелінійна функція. Для лінійної частини системи (17) запровадимо поняття частотної характеристики

$$W^*(j\omega) = B^T (Ie^{j\omega} - A)^{-1} a. \quad (18)$$

Тоді для системи (17) подальша теорема встановлює частотний критерій стійкості Попова — Ципкіна.

Теорема 9. Тривіальний розв'язок системи (17) асимптотично стійкий в цілому, якщо: а) $0 < \sigma\Phi(\sigma) < k\sigma^2$, $\Phi(0) = 0$; б) усі корені рівняння (8) лежать усередині кола одиничного радіуса і σ при всіх дійсних $\omega \in [0, \pi]$ виконано нерівність

$$\operatorname{Re} W^*(j\omega) + \frac{1}{k} > 0. \quad (19)$$

В разі, коли умови (б) 9-ї теореми не виконано (тобто лінійна частина системи нестійка), систему (17) слід попередньо перетворити підстановкою $\varphi(\sigma) = \Phi(\sigma) - \varepsilon\sigma$

$$x_{n+1} = \tilde{A}x_n + \varphi(\sigma_n); \quad \tilde{A} = A - \varepsilon ab^T. \quad (20)$$

Якщо при цьому вдається підібрати таке ε ,

щоб матриця \tilde{A} задовольняла умову (б), то 9-у теорему слід застосовувати до перетвореної системи (20).

Умова (а) 9-ї теореми не залежить від конкретного виду функції $\Phi(\sigma)$ й вимагає лише, щоб її графік був у секторі, який міститься між віссю σ та прямою $k\sigma$ (мал. 2, а). Таким чином, 9-а теорема гарантує стійкість цілого класу систем. Здатність системи зберігати стійкість при будь-яких нелінійних характеристиках $\Phi(\sigma)$, які належать зазначеному сектору, наз. абсолютною стійкістю в секторі $(0, k)$. Умова (а) 9-ї теореми теж допускає наочну геом. інтерпретацію. Нерівність (19) означає, що годограф частотної характеристики лінійної частини системи має лежати праворуч від вертикальної прямої, яка проходить через точку з координатами $(-\frac{1}{k}, 0)$ (мал. 2, б).

9-а теорема виділяє в просторі параметрів $\{A, a, b\}$ системи область абсолютної стійкості Ω , причому всі аналогічні області, які можна одержати за допомогою Φ -цій Ліпунова виду (6), містяться в Ω . Згодом 9-у теорему було узагальнено на випадок складніших систем, описуваних рівняннями такого вигляду:

$$x_{n+1} = Ax_n + Bf(x_n); \quad \sigma_n = C^T x_n. \quad (21)$$

де A, B і C — квадратні числові матриці порядку m ; $x_n = (\sigma_{1,n}, \dots, \sigma_{m,n})$ — вектор-стовпець; $f(x_n) = (f_1(\sigma_{1,n}), \dots, f_m(\sigma_{m,n}))$ — вектор-функція.

Теорема 10. Тривіальний розв'язок системи (21) асимптотично стійкий в цілому, якщо: а) $0 < \sigma_i f_i(\sigma_i) < k_i \sigma_i^2$, $i = 1, \dots, m$; б) $f_i(0) = 0$; в) всі корені рівняння (8) лежать усередині кола одиничного радіуса і σ при всіх дійсних $\omega \in [0, \pi]$ виконано нерівність

$$K^{-1} + \frac{1}{2} (C^T (Ie^{j\omega} - A)^{-1} B + B^T (Ie^{j\omega} - A^T)^{-1} C) > 0, \quad (22)$$

де $K = \operatorname{diag} \{k_1, \dots, k_m\}$.

Теорема 10 гарантує системі (21) абсолютну стійкість, яка, як і в попередньому випадку, означає стійкість класу нелінійних систем, які задовольняють умову (а).

9-а й 10-а теореми використовують досить слабку інформацію про нелінійні функції, які входять до рівнянь (17) і (21); враховують лише належність цих функцій якимсь секторам. У тих випадках, коли про функції $\Phi(\sigma)$, $f_i(\sigma_i)$ є додаткова інформація, частотні критерії (19) і (22) можна істотно посилити. Так, напр., вдається ефективно використати відомості про обмеженість, монотонність і непарність функцій $\Phi(\sigma)$, $f_i(\sigma_i)$; про обмеженість їхніх похідних $d\Phi/d\sigma$, $df_i(\sigma_i)/d\sigma_i$ тощо. Достатньо загальний метод одержування таких посиленних частотних критеріїв стійкості запропонован рад. вчений В. А. Якубович.

Наприкінці 80-х років 20 ст. почали активно вивчати нелінійні ДС з квазілінійною частковою, рівняння яких мають вигляд:

$$\dot{x}_{n+1} = A_n[x_n + a_n \varphi(\sigma)] \quad a_n = b^T x_n, \quad (23)$$

де $A_n = A(\sigma_n) = [a_{ij}(\sigma_n)]$; $a_n = a(\sigma_n) = (\alpha_1(\sigma_n), \dots, \alpha_m(\sigma_n))$; b — числовий вектор-стовпець; $a_{ij}(\sigma)$, $\alpha_i(\sigma)$ — парні неперервні ф-ції, $\varphi(\sigma)$ — розривна (в загальному випадку) непарна ф-ція; $\varphi(0) = 0$. Справджується таке твердження.

Теорема 11. Тривіальний розв'язок системи (23) асимптотично стійкий у цілому, якщо при всіх $\sigma \in (0, \infty)$: а) всі корені рівняння $\det [A(\sigma) - \lambda I] = 0$ лежать усередині кола одиничного радіуса і б) існує така симетрична додатно визначена матриця P , що $P - M > 0$ та

$$\begin{aligned} & \rho(\sigma) = \\ & = \sqrt{a^T [M + M(P-M)^{-1}M] a b^T (P-M)^{-1} b \varphi^2 +} \\ & \quad + b^T (P-M)^{-1} M a \varphi < 0, \end{aligned}$$

де $M = M(\sigma) = A^T(\sigma) P A(\sigma)$; $a = a(\sigma)$, $\varphi = \varphi(\sigma)$.

Наведені критерії застосовують при дослідженні стійкості динамічних ДС І, зокрема, дискретних (імпульсних) систем автоматичного регулювання. Напр., рівняннями (5) описують лінійні системи з амплітудно-імпульсною модуляцією, рівняннями (17) та (21) — нелінійні амплітудно-імпульсні системи відповідно з одним і кількома нелінійними елементами, рівняннями (21) — широтно-імпульсні системи, рівняннями (23) — частотно-імпульсні системи тощо (див. *Модуляція імпульсна*).

Див. Ципіш Я. З. Теорія лінійних імпульсних систем. М., 1963 [Бібл. стр. с. 928-963]. Проблеми теорії імпульсних систем управління. Інженер. науки. М., 1968 [Бібл. стр. с. 173-174]. Якубович В. А. Абсолютна усталеність імпульсних систем з нескінченними нелинейностями для лінійних нестационарних блоків. Автоматика и телемеханика, 1967, № 9, 1968, № 2. Бромберг П. В. Матричные методы в теории резонанса и импульсного регулирования. М., 1967 [Бібл. стр. с. 320-321]. Куликов В. М., Чехов Ю. Н. Нелинейные системы управления с частотно-импульсной модуляцией. К., 1970 [Бібл. стр. с. 330-336].

СТІЙКОСТІ КРИТЕРІЙ — математично сформульовані правила, які дають змогу за видом диференціального рівняння динамічної системи, напр., системи автоматичного регулювання, зробити висновок про її стійкість. Найдокладніше С. к. розроблено для лінійних стаціонарних систем виду

$$\frac{dx_i}{dt} = a_{i1}x_1 + a_{i2}x_2 + \dots + a_{in}x_n, \quad (1)$$

$$i = 1, 2, \dots, n,$$

де $a_{ij} = \text{const}$. Для асимптотичної стійкості систем (1) необхідно й достатньо, щоб кор-

ні її характеристичного рівняння

$$\det [a_{ij} - \delta_{ij}\lambda] = 0, \quad (2)$$

де $\delta_{ij} = 0$ при $i \neq j$; $\delta_{ij} = 1$ при $i = j$.

мали від'ємні дійсні частини. Тому правила, за якими можна судити про знаки дійсних частин коренів рівняння (2), не розв'язуючи його, в С. к. для систем виду (1). Рівняння (2) можна записати у вигляді

$$a_n \lambda^n + a_{n-1} \lambda^{n-1} + \dots + a_{n-1} \lambda + a_n = 0, \quad (3)$$

де a_i ($i = 0, 1, \dots, n$) — дійсні числа, $a_n > 0$. Нерівності відносно коефіцієнтів a_i , які гарантують стійкість системи (1), нав. алгебричними С. к. До них належать, напр., критерій Рауса й Гурвіца (див. *Гурвіца теорема*).

Критерій Рауса Для того, щоб усі корені характеристичного рівняння (3) мали від'ємні дійсні частини, необхідно й достатньо, щоб усі елементи стовпця 1 таблиці Рауса

Номер рядка	1	2	3	
1	$c_{1,1} = a_0$	$c_{2,1} = a_1$	$c_{3,1} = a_2$	
2	$c_{1,2} = a_1$	$c_{2,2} = a_2$	$c_{3,2} = a_3$	
3	$c_{1,3}$	$c_{2,3}$	$c_{3,3}$	
1+3	$c_{1,1+3}$	$c_{2,1+3}$	$c_{3,1+3}$	

були додатні. В рядку 1 таблиці вписують коефіцієнти рівняння (3) з парними індексами, а в рядку 2 — з непарними. В дальших рядках записують коефіцієнти $c_{k,i}$, визначені формулами

$$c_{k,i} = \begin{vmatrix} c_{k+1,i-2} & c_{k+1,i-3} \\ c_{k+1,i-1} & 1 \end{vmatrix}, \quad \text{де } c_{k+1,i-2} = \frac{c_{k+1,i-2}}{c_{k,i-2}}.$$

З критерію Рауса виводять необхідні умови стійкості: усі коефіцієнти характеристичного рівняння системи повинні бути одного знака. Для рівнянь 1-го і 2-го порядків цей висновок визначає необхідні й достатні умови стійкості. Критерій Рауса дуже економічний щодо обсягу обчисл. роботи, і його алгоритмічну форму зручно використовувати в ЦОМ.

Критерій Гурвіца Для того, щоб усі корені характеристичного рівняння (3) мали від'ємні дійсні частини, необхідно й достатньо, щоб усі визначники Гурвіца

$$\Delta_k = \begin{vmatrix} a_1 & a_0 & 0 & \dots & 0 \\ a_2 & a_1 & a_0 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & a_k \end{vmatrix} \quad k=1, 2, \dots, n,$$

були додатні. Визначники Гурвіца Δ_k будують так: по головній діагоналі відкладають коефіцієнти a_1, a_2, \dots, a_n . Праворуч по

рядку від цих елементів розташовані коефіцієнти з індексами, які щоразу зменшують на одиницю, ліворуч — які щоразу зростають.

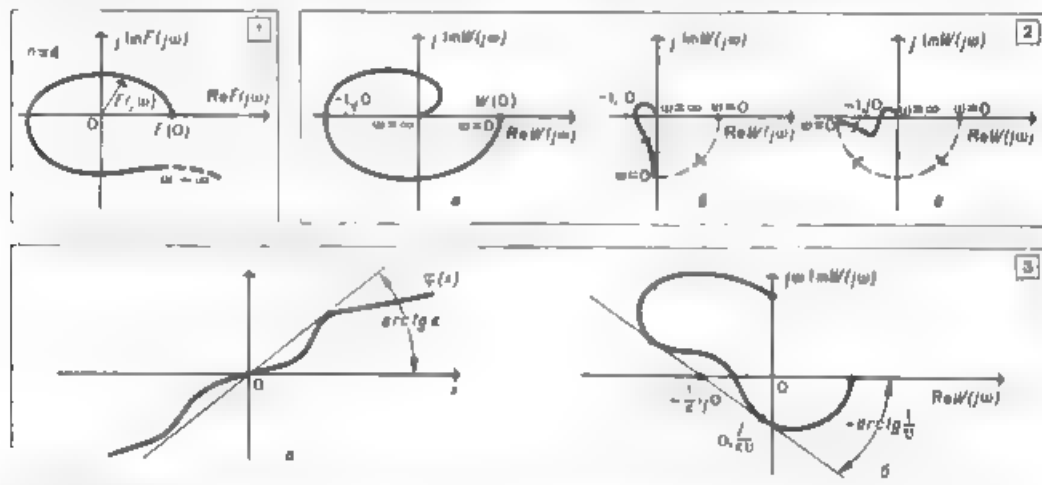
Істотною вадою алгебричних С. к. є те, що вони не дають змоги з'ясувати, яким чином треба змінити параметри нестійкої системи високого порядку, щоб зробити її стійкою. Застосування критерію Михайлова та Найквіста дає можливість уникнути цієї вади, а також дослідити стійкість лінійних систем із задіяними та з розподіленими параметрами

тобто послідовно пройшов через n квадрантів комплексної площини (мал. 1). Для звичайної лінійної системи, в якій $\tau = 0$, ф-ція $F(j, \omega)$ вироджується у ф-цію

$$D(j\omega) = D_0(j\omega) + D_1(j\omega).$$

Критерій Найквіста. Нехай передавальна ф-ція розімкненої системи автоматичного регулювання $W(s)$ задовольняє такі умови.

1) ф-ція $z^v W(s)$ є аналітичною в правій півплощині і на уявній осі,



1. Крива Михайлова.

2. Амплітудно-фазова частотна характеристика розімкненої системи: а) $v = 0$ (система стійка при $k = 2$); б) $v = 1$ (система стійка при $k = 0$); в) $v = 2$ (система стійка при $k = 0$).

3. Геометрична інтерпретація критерію Попова а) умова (6); б) умова (7).

Критерій Михайлова. Розглядаючи ліву частину характеристичного рівняння (3) як функцію комплексного змінного s , дістанемо характеристичну ф-цію системи (1)

$$D(s) = a_n s^n + a_{n-1} s^{n-1} + \dots + a_1 s + a_0.$$

Характеристична ф-ція для лінійної системи в записуванні є трансцендентною ф-цією від s

$$F(s) = D_0(s) + D_1(s)e^{-\tau s}.$$

де $D_0(s)$ — поліном степеня n , $D_1(s)$ — поліном степеня не більшого за n , τ — час запізнювання. До виду (4) приводять також характеристичні ф-ції систем регулювання деяких об'єктів з розподіленими параметрами, напр., гідротурбіни з трубопроводом. Підставивши у вираз (4) $s = j\omega$, де ω — дійсна змінна, j — уявна одиниця, одержимо ф-цію $F(j\omega)$, графік якої в комплексній площині наз. кривою Михайлова. Критерій Михайлова формулюється так: для того, щоб лінійна система була стійка, необхідно й достатньо, щоб вектор характеристичної ф-ції $F(j\omega)$ при зміні ω від 0 до ∞ повернувся на нуль, навколо початку координат проти годинникової стрілки на кут $\frac{n\pi}{2}$.

2) $(j\omega)^v W(j\omega) \neq -1, 0 < \omega < \infty$,

3) $\lim_{s \rightarrow \infty} s^v W(s) = \text{const} \neq -1$ ($v \geq 0$ — ціле число).

Криву, одержану кінцем вектора $W(j\omega)$ при зміні ω від $+\infty$ до $-\infty$, наз. амплітудно-фазовою частотною характеристикою розімкненої системи (мал. 2). Найквіст встановив залежність між числом обертів цієї кривої навколо точки $(-1, j0)$ в площині W і числом коренів характеристичного рівняння замкненої системи, що мають додатну дійсну частину. Для статичних систем ($v = 0$) критерій Найквіста формулюють так: для того, щоб замкнена система була стійка, необхідно й достатньо, щоб вектор амплітудно-фазової частотної характеристики розімкненої системи $W(j\omega)$ при зміні ω від 0 до $+\infty$ повертався навколо точки $(-1, j0)$ на кут $k\pi$ (проти годинникової стрілки), де k — число коренів характеристичного рівняння розімкненої системи з додатною дійсною частиною (мал. 2, а). Щоб перевірити стійкість астатичної системи ($v > 1$), необхідно побудувати амплітудно-фазову характеристику розімкненої системи й доповнити цю характеристику дугою нескінченно великого радіуса з центральним кутом, який дорівнює

— $\nu \frac{1}{2}$ (мал. 2, б, в). Критерій Найквіста (як і критерій Михайлова) застосовний до систем із записюванням і з розподіленими параметрами, якщо їхні передавальні функції задовольняють умови (1–3). Критерій Найквіста набув широкого практичного застосування, оскільки він застосовний у тих випадках, коли дифер. рівняння системи (або деяких її ланок) невідомі, а відомі лише їхні частотні характеристики, які можна визначити експериментально.

С. к. для імпульсних систем. Для стійкості імпульсної системи необхідно й достатньо, щоб корені її характеристичного рівняння виду (3) лежали всередині кола одиничного радіуса в площині комплексного змінного λ . Якщо виконати конформне відображення площини комплексного змінного λ на площину комплексного змінного w за допомогою дробово-лінійного перетворення

$$\lambda = \frac{1+w}{1-w}, \text{ то внутрішність одиничного круга } |\lambda| < 1 \text{ відобразиться на лінію шпаловидну}$$

$\operatorname{Re} w < 0$. Після такої заміни комплексного змінного для дослідження стійкості імпульсних систем автоматичного регулювання можна застосовувати всі наведені вище С. к.

Критерій Попова Рум математик В. М. Попов запропонував частотний С. к. для певного класу нелінійних систем. Нехай нелінійна система автомат регулювання складається із стійкої лінійної частини (ЛЧ) з передавальною ф-цією $W(s)$, охопленою нелінійним зворотним зв'язком з характеристикою

$$y = \varphi(x), \quad (5)$$

де y — зхідний, а x — вихідний сигнали ЛЧ. Тоді замкнена система стійка, якщо

$$0 < x\varphi(x) < kx^2 \quad (6)$$

і при якомусь значенні параметра k та всіх значеннях ω від 0 до ∞ виконується нерівність

$$\frac{1}{k} + \operatorname{Re} \{(1 + j\omega) \cdot W(j\omega)\} > 0. \quad (7)$$

Умова (6) означає, що графік ф-ції $\varphi(x)$ повинен лежати в секторі, утвореному відносно абсцис і прямою, яка проходить через початок координат з коефіцієнтом нахилу k (мал. 3, а). Умову (7) буде виконано, якщо числа k , ω вибрати так, щоб годограф ф-ції $W^*(j\omega) = \operatorname{Re} W(j\omega) + j\omega \operatorname{Im} W(j\omega)$ (так звана відозмінена частотна характеристика) лежав праворуч від прямої, яка проходить через точки $(-\frac{1}{k}, 0)$ і $(0, \frac{1}{k\omega})$ (мал. 3, б).

На відміну від С. к. для лінійних систем критерій Попова встановлює в загальному випадку лише достатні умови стійкості. Є багато модифікацій критерію Попова для імпульсних систем, для систем з багатьма нелінійностями виду (5), для диференціальних, монотонних, непарних та ін. функцій (5) то-

що (див. *Стійкості дискретних систем теорія, Стійкості неперервних систем теорія*). Літ. Цимпакт Я. З. Теорія лінійних імпульсних систем М., 1963 (бібліогр. с. 926–963). Воронов А. А. Основы теории автоматического управления, ч. 1. 2. М.—Л., 1965 86 (бібліогр. ч. 1, с. 362–392, ч. 2, с. 357–388). Воссекерский В. А., Попов Р. П. Теория систем автоматического регулирования М., 1972 (бібліогр. с. 756–760). Теория автоматического регулирования, кн. 1–2. М., 1967 (бібліогр. кн. 1, с. 743–763, кн. 2, с. 663–674). О. С. Яковлев.

СТІЙКОСТІ НЕПЕРЕРВНИХ СИСТЕМ ТЕОРІЯ — розділ прикладної математики й автоматичного регулювання теорії (кібернетики технічної), що вивчає умови, за яких неперервна система (НС) стійка. Стійкість (у широкому розумінні) — це властивість системи повертатися до початкового або близького до нього усталеного режиму з різних початкових станів. Достатньо широкий і найбільш вивчений клас НС, т. з. системи із зосередженими параметрами, можна описати у вигляді нормальних систем звичайних дифер. рівнянь

$$\frac{dy_i}{dt} = Y_i(t, y_1, \dots, y_n), \quad (1)$$

$$i = 1, 2, \dots, n,$$

де y_i — змінні, які описують стан НС, t — час, або у векторно-матричній формі:

$$\frac{dy}{dt} = Y(t, y). \quad (2)$$

де $y = (y_1, \dots, y_n)$, $Y(Y_1, \dots, Y_n)$ — n -вимірні вектори-стовпці. Нехай $\eta = \eta(t)$ — якийсь наперед заданий окремий розв'язок рівняння (2) (незбурений рух), стійкість якого треба дослідити. Рівняння $x = y - \eta(t)$ є відхилення розв'язку $y(t)$ від $\eta(t)$. Зміни $x_1 = y_1 - \eta_1$ задовольняють рівняння збуреного руху

$$\frac{dx_i}{dt} = X_i(t, x_1, \dots, x_n), \quad (3)$$

$$i = 1, 2, \dots, n,$$

де $X_i(t, x_1, \dots, x_n) = Y_i(t, x_1 + \eta_1, \dots, x_n + \eta_n) - Y_i(t, \eta_1, \dots, \eta_n)$ або у векторно-матричній формі

$$\frac{dx}{dt} = X(t, x), \quad (4)$$

де $x = (x_1, \dots, x_n)$, $X = (X_1, \dots, X_n)$ — n -вимірні вектори-стовпці, причому $X(t, 0) \equiv 0$. Припустимо, що ф-ції X_i задовольняють умови існування та єдиності розв'язку системи (3).

Визначення 1. Незбурений рух системи $\eta = \eta(t)$ ($0 < t < \infty$) наз. стійким за Ляпуновим при $t \rightarrow \infty$ (або просто стійким), якщо для будь яких $\varepsilon > 0$ та $t_0 \in (0, \infty)$ існує $\delta = \delta(\varepsilon, t_0) > 0$ таке, що для всіх збурених рухів, які задовольняють умову $|x(t_0)| < \delta$ справджується нерівність $|x(t)| < \varepsilon$ при всіх $t_0 \leq t < \infty$. У про-

тивному разі його наз. нестійким. Під нервою вектора x тут і далі розуміємо евклідову

$$\|x\| = \sqrt{\sum_{i=1}^n x_i^2}.$$

Визначення 2. Небезбурений рух $\eta = \eta(t)$ ($0 < t < \infty$) наз. асимптотично стійким при $t \rightarrow \infty$, якщо він стійкий за Ляпуновим і для будь-якого $t_0 \in (0, \infty)$ існує $\Delta = \Delta(t_0)$ таке, що для всіх збурених рухів, які задовольняють умову $\|x(t_0)\| < \Delta(t_0)$, існує границя $\lim_{t \rightarrow \infty} \|x(t)\| = 0$. Сфера $\|x(t_0)\| < \Delta(t_0)$ при фіксованому t_0 є областю притягання незбуреного руху. Якщо областю притягання є весь простір $-\infty < x_i < \infty$, тобто $\Delta = \infty$, то незбурений рух наз. асимптотично стійким у цілому. Крім цих ост. визначень стійкості, є багато інших (стійкість за Лагранжем, орбитальна стійкість, L_2 -стійкість, стійкість інваріантної множини тощо). Поняття стійкості відносяться до руху, а не до системи, але для зручності кажуть про стійкі та нестійкі системи, розуміючи під стійкістю НС стійкість їхнього незбуреного руху.

Важливий клас НС становлять лінійні НС (ЛНС), для яких рівняння (4) має вигляд

$$\frac{dx}{dt} = A(t) \cdot x \quad (5)$$

де $A(t)$ — $n \times n$ -матриця, елементи якої в загальному випадку є ф-ціями часу. Для випадку, коли $A(t) = A$ — постійна матриця, справедливий така теорема

Теорема 1. ЛНС (5) з постійною матрицею A стійка тоді і тільки тоді, коли всі характеристичні числа (власні значення) $\lambda_j = \lambda_j(A)$ матриці A мають недовід'їсні частини

$$\operatorname{Re} \lambda_j(A) < 0, \quad j = 1, \dots, n, \quad (6)$$

причому характеристичні числа з нульовою дійсною частиною допускають лише прості елементарні дільники. Якщо $\operatorname{Re} \lambda_j(A) < 0$ ($j = 1, \dots, n$), то лінійна система асимптотично стійка.

Характеристичні числа матриці A є коренями її характеристичного (вікового) рівняння

$$\Delta(\lambda) = \det(A - \lambda I) = 0, \quad (7)$$

де I — одинична матриця. Оскільки рівняння високих степенів не мають загальних виразів для коренів, то важливого значення набувають правила, за якими можна судити про знаки дійсних частин коренів рівняння (7), не розв'язуючи його. Ці правила є *стійкістю критеріями* для систем (5) з постійною матрицею. Критеріями такого типу є, напр., критерії Рауса, Гурвіца, Михайлова, Найквіста.

Зпоміж ЛНС зі змінними параметрами найбільше вивчено системи з періодичною матрицею

$$A(t + \omega) = A(t), \quad (\omega > 0). \quad (8)$$

До цього класу належать, напр., системи керування на змінному струмі.

Теорема 2 (Флоке). Для ЛНС (5) з ω -періодичною матрицею, нормована при $t = 0$ фундаментальна матриця розв'язків (матриціант) має вигляд

$$X(t) = \Phi(t) \cdot e^{\Lambda t}, \quad (9)$$

де $\Phi(t)$ — кусково-гладка ω -періодична неособлива матриця, причому $\Phi(0) = I$ і Λ — постійна матриця.

Матрицю $X(\omega)$ наз. матрицею монодромії. Власні значення ρ_j ($j = 1, \dots, n$) матриці монодромії, тобто корені характеристичного рівняння

$$\det[X(\omega) - \rho I] = 0, \quad (10)$$

наз. мультиплікаторами.

Теорема 3. ЛНС (5) з ω -періодичною неперервною матрицею стійка тоді і тільки тоді, коли всі характеристичні числа матриці монодромії (мультиплікатори) ρ_j розміщені всередині замкненого одиничного кола $|\rho| < 1$, причому мультиплікатори, які лежать на колі $|\rho| = 1$, допускають тільки прості елементарні дільники.

Для асимптотичної стійкості системи необхідно й достатньо, щоб усі мультиплікатори перебували строго всередині одиничного кола ($|\rho| < 1$). Оскільки в загальному випадку немає методу визначення мультиплікаторів, подамо один з наближених способів обчислення їх. За допомогою точок $t = t_k$ ($k = 0, 1, \dots, m-1$) розб'ємо інтервал $[0, \omega]$ на m однакових частин, і нехай

$$\Delta t_k = t_{k+1} - t_k = \frac{\omega}{m} = h.$$

У дифер. рівнянні $\frac{dx}{dt} = A(t)X$, $X(0) = I$ замінимо ω -періодичну матрицю $A(t)$ кусково-постійною матрицею

$$A_k(t) = \bar{A}_k \quad \text{при } t_k \leq t < t_{k+1} \quad (11)$$

$$(k = 0, 1, \dots, m-1)$$

де $\bar{A}_k = \frac{1}{h} \int_{t_k}^{t_{k+1}} A(t) dt$. Позначимо символом

$x_m(t)$ неперервну матрицю, яка задовольняє в точках неперервності матриці (11) дифер. рівняння

$$\frac{dx_h}{dt} = A_h(t)X_h, \quad (12)$$

тоді

$$X_h(\omega) = e^{\bar{A}_{m-1}\omega} e^{\bar{A}_{m-2}\omega} \dots e^{\bar{A}_0\omega} \quad (13)$$

$$\lim_{h \rightarrow 0} X_h(\omega) = X(\omega). \quad (14)$$

Оскільки корені $\hat{\rho}_j(k)$ характеристичного рівняння

$$\det [X_k(\omega) - \hat{\rho}I] = 0 \quad (15)$$

є неперервними ф-ціями параметра k , то аналог слюди співвідношення (14) маємо

$$\lim_{k \rightarrow 0} \hat{\rho}_j(k) = \rho_j \quad (j = 1, \dots, n). \quad (16)$$

Т. ч., узявши k достатньо малим, з рівняння (15) можна визначити мультиплікатори ρ_j з будь-якою мірою точності.

Нелінійні НС (ННС) виду (4) досліджено менше, ніж ЛНС. Щоб дослідити стійкість системи (4), рос. математик О. М. Ляпунов (1857—1918) в'ясував умови, за яких задача про стійкість розв'язується за першим наближенням. Для цього праві частини рівнянь (3) розвивають у ряд за степенями x_i і рівняння (4) записують у вигляді

$$\frac{dx}{dt} = A(t)x + \varphi(t, x), \quad (17)$$

де $\varphi(t, x)$ — неперервна вектор-функція від вищих степенів x . Нехай для випадку $A(t) = A$ (де A — постійна матриця) справджується умова

$$\frac{|\varphi(t, x)|}{|x|} \rightarrow 0 \text{ при } x \rightarrow 0 \quad (18)$$

рівномірно за t .

Теорема 3. Якщо система першого наближення $\frac{dx}{dt} = Ax$ асимптотично стійка, то тривіальний розв'язок $x \equiv 0$ системи (17) асимптотично стійкий за Ляпуновим при $t \rightarrow \infty$. Коли ж хоча б одне власне значення матриці A має додатну дійсну частину, то він нестійкий за Ляпуновим при $t \rightarrow \infty$. Аналогічні теореми доведено і для загального випадку $A = A(t)$.

У критичних випадках (коли дійсна частина хоча б одного власного значення матриці A дорівнює нулеві) рівняння першого наближення не завжди дають відповіді на запитання про стійкість повної системи. Одним з істотних результатів у дослідженні критичних випадків є теорема Андронова — Вітта. Нехай автономна система

$$\frac{dy}{dt} = f(y) \quad (19)$$

допускає ω -періодичні розв'язки $\eta(t) \equiv \eta(t + \omega)$. Тоді система першого наближення має вигляд

$$\frac{dx}{dt} = f_y[\eta(t)]x, \quad (20)$$

де $f_y(\eta) = \left| \frac{\partial f_i(y)}{\partial y_j} \right|_{y=\eta} \Big|_{j=1}^n$ — ω -періодична $(n \times n)$ -матриця.

Теорема 4 (Андронова — Вітта). Нехай система першого наближення (20) має один простий мультиплікатор, який дорівнює 1, а решта її мультиплікаторів міститься строго всередині одиничного кола ($|\rho_j| < 1$). Тоді ω -періодичний розв'язок $\eta(t)$ системи (19) стійкий за Ляпуновим при $t \rightarrow \infty$.

Метод досліджування стійкості ННС за першим наближенням гарантує лише асимптотичну стійкість у малому (тобто для достатньо малих початкових відхилень) і не охоплює повністю критичних випадків; він неадекватний і до систем, для яких не справджується умова (18).

Ось універсальним методом розв'язування задач теорії стійкості ННС, який дає змогу одержувати умови асимптотичної стійкості в деякій області і навіть у цілому, є прямий метод Ляпунова, що зводиться до побудови спец. допоміжних ф-цій (див. *Ляпуновів метод*). Основу цього методу становлять теореми, які найпростіше формулюються для автономних систем.

Теорема 5 (1-а теорема Ляпунова). Якщо для дифер. рівнянь (4) є така ф-ція $v(x) > 0$, яка перетворюється на нуль лише на початку координат і повна похідна якої за часом $v(x)$, одержана в силу рівнянь (4), недовід'я або тотожно рівна нулеві, то неабурений рух $y(t)$ системи (2) стійкий.

Теорема 6 (2-а теорема Ляпунова). Якщо виконано умови теореми 5 і ф-ції $v(x)$ і $v(x)$ перетворюються на нуль лише на початку координат, то неабурений рух $y(t)$ системи (2) стійкий асимптотично.

Теорема 7 (3-а теорема Ляпунова). Якщо для дифер. рівнянь (4) існує така функція $v(x)$, що її повна похідна за часом $v(x)$, одержана в силу рівнянь (4), задовольняє умови теореми 6-ї і з як завжди малому околі початку координат ф-ція $v(x)$ може набувати від'ємних значень, то неабурений рух $y(t)$ системи (2) нестійкий.

Практичне застосування цих теорем утруднене внаслідок того, що загального методу побудови ф-цій $v(x)$ (ф-цій Ляпунова) немає.

Найбільш дослідженим є клас ННС, який описують векторно-матричним рівнянням виду

$$\frac{dx}{dt} = Ax + b\varphi(\sigma), \quad \sigma = c^*x, \quad (21)$$

де A — постійна $(n \times n)$ -матриця, b та c — n -вимірні постійні вектори (знак $*$ позначає ермітове спряження), $\varphi(\sigma)$ — нелінійна ф-ція σ .

Ось результати для абсолютної стійкості таких систем одержано за допомогою так званих частотних методів.

Визначення 3. Абсолютна стійкість системи (21) — це асимптотична стійкість у цілому для якогось класу нелінійностей $\varphi(\sigma)$. Класи ф-цій $\varphi(\sigma)$ задають квадратичними нерівностями виду

$$W(\varphi, \sigma) = \alpha\varphi\sigma + \beta\varphi^2 + \gamma\sigma^2 > 0, \quad (22)$$

де α, β і γ — якісь числа. Напр., найпоширеніший (і найбільш вивчений) клас $\Phi(\sigma)$ задається так

$$0 < \Phi(\sigma) \leq k\sigma^2, \quad k < \infty$$

або

$$\Phi(\sigma) = k^{-1}\sigma^2 > 0, \quad k < \infty. \quad (23)$$

Досліджуючи абсолютну стійкість, застосовують два методи: прямий метод Ляпунова в поєднанні з методом матричних нерівностей Якубовича — Калмана і метод інтегр. оцінок Попова. При першому методі використовують Φ -цію Ляпунова виду

$$V(x) = x^* H x + \Phi \int_0^{\infty} \Phi(\sigma) d\sigma,$$

де $H = H^*$ — постійна $(n \times n)$ -матриця і Φ — якась стала, які обирають з умови $V > 0$, $V < 0$ для заданого класу нелінійностей $\Phi(\sigma)$. Розв'язуючи задачу вибору матриці H та параметра Φ , застосовують спец. прийом (S -процедура), який полягає в тому, що умову $V < 0$ замінюють умовою $\tilde{V} + W(\varphi, \sigma) < 0$ (показано, що в цьому випадку S -процедура не призводить до «згоріпшення» результату). Проблема вибору H та Φ зводиться до знаходження умов існування розв'язку деяких матричних нерівностей. Ці умови зближують із спец. алгебр. лема Якубовича — Калмана і мають вигляд частотних нерівностей, які накладають обмеження на параметри системи.

При другому методі рівняння системи записують в інтегр. формі

$$\begin{aligned} \sigma(t) &= \sigma_0(t) + u(t), \quad u(t) = \\ &= - \int_0^t k(t-\tau) \varphi(\tau) d\tau, \quad \varphi(t) = \Phi[\sigma(t)], \end{aligned} \quad (24)$$

де $\sigma_0(t)$ — реакція лінійної частини системи на нульові початкові умови, $u(t)$ — силовий розв'язок $\sigma(t)$, зумовлена наявністю зворотного зв'язку (нелінійного регулятора), $k(t)$ — імпульсна перехідна характеристика лінійної частини системи; припускають, що вона задовольняє умови

$$\int_0^{\infty} |k(t)| dt < \infty, \quad \int_0^{\infty} |k(t)| dt < \infty. \quad (25)$$

При $\sigma_0(t) = e^{At} x(0)$ і $K(t) = e^{At} b$ вирази (21) та (24) збігаються. Проте рівняння (24) є загальнішим, бо воно охоплює випадок лінійної частини системи з розподіленими параметрами. Метод інтегр. оцінок Попова (названий за ім'ям рум. математика В. М. Попова, який уперше застосував його для розв'язання задачі про абсолютну стійкість) ґрунтується на сумісному вивченні рівняння (24) й додатних функціоналів такого виду

$$I = \int_0^t F(\varphi, \sigma, \sigma) dt, \quad (26)$$

де $F(\varphi, \sigma, \sigma)$ — квадратична форма, при складанні якої виходять з квадратичних зв'язків, що їх задовольняють входи та виходи нелінійностей. Так, для класу нелінійностей, заданого умовою (23), розглядають форму $F(\varphi, \sigma, \sigma) = \varphi(\sigma - k^{-1}\varphi) + \Phi\varphi$, де Φ — якась додатна стала.

Аргументами форми $F(\varphi, \sigma, \sigma)$ є дійсні величини φ, σ та σ . Вважаючи φ, σ та σ незалежними змінними, поширимо (із збереженим ермітовістю) форму $F(\varphi, \sigma, \sigma)$ на комплексні значення φ, σ та σ . Покладемо

$$F(p, \tilde{\varphi}) = F(\tilde{\varphi}, \tilde{\sigma}, p\tilde{\sigma}), \quad (27)$$

де $\tilde{\sigma} = -\chi(p)\tilde{\varphi}$, $p = i\omega$. Тут $\tilde{\varphi}$ — комплексна величина, p — чисто уявний параметр і $\chi(p) = L\{k(t)\}$ — передавальна функція лінійної частини системи (символ $L\{\cdot\}$ означає операцію перетворення за Лапласом).

Теорема 8. Припустимо, що виконано умову (25). Тоді, якщо а) $I = \int_0^t F(\varphi, \sigma, \sigma) dt > -a_0$, де a_0 — якась стала, залежна від початкових умов $\sigma(0)$ і така, що $a_0 \rightarrow 0$ при $\sigma(0) \rightarrow 0$; б) форма $F(0, \sigma, \sigma)$ є невід'ємною формою σ та σ ; в) форма $\tilde{F}(p, \tilde{\varphi})$ є від'ємно визначеною формою $\tilde{\varphi}$ для всіх $p = i\omega$, $-\infty < \omega < \infty$, то система (24) абсолютно стійка. Умова а) накладає обмеження на частотну характеристику лінійної частини системи $\chi(i\omega)$ у вигляді частотної нерівності, при справдженні якої гарантується абсолютна стійкість системи для заданого класу нелінійностей.

Характерно, що для одних і тих самих класів нелінійностей обидва методи здебільшого дають одні й ті самі умови абсолютної стійкості. Хоч другий метод охоплює ширший клас систем виду (24), перший метод не втрачає свого значення. Його апарат пізніше було застосовано для дослідження асимптотичної стійкості в області (визначення області притягання), для одержання умов дисипативності й вивчення інших властивостей системи (21).

Центр результатом, одержаним при використанні частотних методів, є така теорема.

Теорема 9 (частотний критерій Попова). Система (21), або (24), абсолютно стійка, якщо а) $\varphi(\sigma)$ — однозначна неперервна Φ -ція, яка належить класу нелінійностей, що викликає умову (23); б) лінійна частина системи асимптотично стійка; в) при всіх $0 < \omega < \infty$ справджується нерівність

$$k^{-1} + \operatorname{Re} (1 + i\omega k) \chi(i\omega) > 0. \quad (28)$$

де $\chi(p) = e^{At} (A - pI)^{-1} b$ — передавальна Φ -ція лінійної частини системи (21) або $\chi(p) = L\{k(t)\}$ для системи (24), а Φ — довільна стала, обрана з умови справдження (28).

Ці методи узагальнено на випадок систем з багатьма нелінійностями.

$$\frac{dx}{dt} = Ax + B\varphi(\sigma), \quad \sigma = C^*x, \quad (20)$$

де A, B, C — постійні відповідно $(n \times n)$, $(n \times m)$ і $(m \times n)$ -матриці, $\varphi(\sigma) = [\varphi_j(\sigma_j)]$ — m -вимірний вектор нелінійностей.

Теорема 10. Система (23) абсолютно стійка, якщо а) $\varphi_j(\sigma_j)$ — однозначні неперервні ф-ції, які задовольняють умови

$$0 < \varphi_j(\sigma_j)\sigma_j \leq k_j\sigma_j^2, \quad k_j < \infty \quad (j = 1, \dots, m); \quad (30)$$

б) лінійна частина системи асимптотично стійка; в) при всіх $-\infty < \omega < \infty$ справджується нерівність

$$\tau K_0^{-1} + \operatorname{Re}[\tau + \theta(\omega)]\chi(\omega) > 0. \quad (31)$$

де $K_0 = \operatorname{diag}(k_j)$ — діагональна матриця, $\tau > 0$, θ — діагональні матриці, що обираються з умови справдження нерівності (31), $\chi(p) = C^*(pI - A)^{-1} \times B$ — передавальна матриця лінійної частини системи (під

$\operatorname{Re} U$ розуміють $\operatorname{Re} U = \frac{1}{2}(U + U^*)$). Як і в попередній теоремі, твердження теореми 7 справджуються і для випадку лінійної частини системи з розподіленими параметрами.

В подальшому одержано умови абсолютної стійкості для системи (в тому числі — в деяких критичних випадках) з нестационарними, неоднозначними (гістерезисними) та розривними нелінійностями, а також для систем з множинною рівноважними станами. Одержано критерії стійкості, які враховують тонші властивості нелінійностей, як, напр., обмеженість похідної, монотонність, непарність тощо. Для цього розглянуто ф-ції Ляпунова виду

$$V = z^* H z + \int_0^T \varphi(\sigma) d\sigma, \quad \text{де } z = (x, \varphi), \text{ або функції } V = \int_0^T F(\varphi, \sigma, \dot{\varphi}, \sigma) d\sigma, \quad \text{де } F(\varphi, \sigma, \dot{\varphi}, \sigma) \text{ — квадратична форма } \varphi, \dot{\varphi} \text{ і } \sigma.$$

Достатньо загальну формалізовану методику одержання частотних критеріїв абсолютної стійкості запропонував рад. математик В. А. Якубович.

Літ. Гантмахер Ф. Р., Якубович В. А. Абсолютная устойчивость нелинейных регулируемых систем. В кн. Труды II Всесоюзного съезда по теоретической и прикладной механике в. т. М., 1985. Малкин И. Г. Теория устойчивости движения. М., 1986. Якубович В. А. Частотные условия абсолютной устойчивости систем управления с несколькими нелинейными или линейными нестационарными блоками. «Автоматика и телемеханика», 1967, № 6. Демидович Б. П. Лекции по математической теории устойчивости. М., 1967 [бібліогр. с. 466–469]. Чезари Л. Асимптотическое поведение и устойчивость решений обыкновенных дифференциальных уравнений. Пер. с англ. М., 1964 [бібліогр. с. 324–465]. Попов В. М. Устойчивость автоматических систем. Пер. с рус. М., 1970 [бібліогр. с. 435–453]. М. М. Лихач, О. С. Яковлев

СТІЙКОСТІ СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ ТЕОРІЯ — розділ прикладної математики й автоматичного керування теорії (технічної кібернетики), що вивчає умови, за яких системи є стійкими. Залежно від виду систем розрізняють *стійкості дискретних систем теорію* та *стійкості неперервних систем теорію*.

СТІЛЬЄСА КОРЕЛЯЦІЙНІ ФУНКЦІЇ — функції, які характеризують ступінь статистичного зв'язку між двома стаціонарними й ергодичними випадковими процесами, один з яких зазнає досить грубого квантування за рівнем (звичайно на три або чотири рівні) й часового зсуву. Термін ввів 1961 англ. учений Д. Уоттс, оскільки, описуючи С. к. ф. математично, використовують інтеграл Стільєса. Розрізняють автокореляційні та взаємні кореляційні ф-ції Стільєса.

Автокореляційна функція Стільєса $A'_{xx}(t_1, t_2)$ характеризує ступінь ймовірнісного зв'язку між значеннями стаціонарного випадкового процесу $x(t_1)$ в момент t_1 і значеннями цього самого процесу після того, як його було піддано грубому квантуванню за рівнем, $x'(t_2)$ в момент t_2 . Записують цю

ф-цію так: $A'_{xx}(t_1, t_2) = M\{\tilde{x}(t_1)\tilde{x}'(t_2)\}$, де M — символ матем. сподівання, $\tilde{x}(t) = x(t) - m_x$ й $\tilde{x}'(t) = x'(t) - m_{x'}$ — центровані значення процесів $x(t)$ й $x'(t)$; m_x й $m_{x'}$ — матем. сподівання цих процесів.

Взаємна кореляційна функція Стільєса $R'_{xy}(t_1, t_2)$ визначає ступінь ймовірнісного зв'язку між значеннями одного стаціонарного випадкового процесу $x(t)$ в момент t_1 й іншого стаціонарного випадкового процесу $y'(t)$, який зазнає грубого квантування за рівнем у момент t_2 . Записують її так: $R'_{xy}(t_1, t_2) = M\{\tilde{x}(t_1)\tilde{y}'(t_2)\}$, де $\tilde{y}'(t) = y'(t) - m_{y'}$ — центроване значення квантованого процесу $y'(t)$, $m_{y'}$ — матем. сподівання процесу $y(t)$.

Як і в випадку звичайних кореляційних функцій ергодичних стаціонарних випадкових процесів, щоб обчислювати С. к. ф., замість усереднювання за множиною використовують усереднювання за часом. При скінченному часі усереднення обчислюють т. в. оцінки С. к. ф.

$$A'_{xx}(\tau) = \frac{1}{T} \int_0^T \tilde{x}(t)\tilde{x}'(t+\tau) dt$$

$$R'_{xy}(\tau) = \frac{1}{T} \int_0^T \tilde{x}(t)\tilde{y}'(t+\tau) dt,$$

де $\tau = t_2 - t_1$.

При обчислюванні на спеціалізованих обчисл. пристроях — *кореляторах* успішно використовують важливі практичні переваги

С. м. ф.: зменшені вимоги до якості вхідних даних; простота пристрою для обчислювання С. м. ф., у якому використано елементи цифрової обчисл. техніки для затримки і перемикання сигналів, можливість створювати прилади з великою швидкодією, які дають змогу обчислювати С. м. ф. з *реальною масштабі часу*; велику точність обчислювань при досить грубому квантуванні вхідних сигналів. Так, методична похибка, яка виникає при обчислюванні С. м. ф. замість звичайних кореляційних ф-цій, при квантуванні одного з сигналів на три рівні становить близько 1,5%, а при квантуванні на чотири рівні — всього 0,016%.

С. м. ф. використовують при *кореляційному апаратурному аналізі* різних випадкових процесів (в автомат. керуванні, при автоматизації різних фіз. експериментів, в акустичі тощо).

Лит. Козубовський С. Ф. Загальна теорія квантування за рівнем та її застосування до визначення кореляцій. «Автоматика», 1963, № 1. Гринбанов Ю. И., Весселс Г. П., Андреев В. Н. Автоматические цифровые корреляторы М., 1971 (библиогр. с. 234—238). Watts D. G. A general theory of amplitude quantization with applications to correlation determination. «Proceedings of the Institution of electrical engineers», 1962, p. C., № 15.

С. Ф. Козубовський.

СТОХАСТИЧНИЙ ПРОЦЕС — те саме, що й *випадковий процес*.

СТОХАСТИЧНИЙ КВАЗІГРАДІЄНТИВ МЕТОД — метод розв'язування екстремальних задач за відсутності точної інформації про *цільову функцію* й функції обмежень. Осн. ідея пошуку *екстремуму* в цьому методі полягає у використанні статистичних оцінок невідомих значень ф-цій або їхніх похідних, тому метод широко застосовують у *програмуванні стохастичному*.

Нехай треба мінімізувати ф-цію $F(x_1, \dots, x_n)$ на умови, що $x = (x_1, \dots, x_n) \in X$, X — опукла і замкнена множина n -вимірного простору R^n (див. *Простір абстрактний*), $F(x)$ — опукла долина, але не обов'язково неперервно диференційовна ф-ція, така, що $\min F(x) > -\infty$. Позначимо через $x_X(x)$ результат проектування точки $x \in R^n$ на множину X , або нехай $x_X(x)$ — така точка з X , що віддал $|x - x_X(x)|^2 \leq |x - y|^2$ для будь-якого $y \in X$. Процедура пошуку визначається рекурентним співвідношенням

$$x^{v+1} = x_X(x^v - \rho_v \gamma_v \xi^v) \quad v = 0, 1, \dots \quad (1)$$

Тут x^0 — довільна точка (початкове наближення), x^v — точка, одержана після v -го кроку, ρ_v — величина кроку спуску, γ_v — нормуючий множник (ρ_v і γ_v — скалярні величини), ξ^v — випадковий вектор, умовно *визначене* сподівання якого пов'язане з узагальненим градієнтом (див. *Узагальнений градієнт* і *метод*) співвідношенням

$$M\{\xi^v | x^0, \dots, x^v\} = a_v F_x(x^v) + b^v \quad (2) \\ v = 0, 1, \dots,$$

де a_v — невід'ємна випадкова величина, b^v — випадковий вектор, $F_x(x^v)$ — узагальнений градієнт F у н.к.і. $F(x)$ в точці x^v , тобто будь-який вектор, що задовольняє нерівність $F(y) - F(x) \geq (F_x(x), y - x)$ при $y \in X$, $x = x^v$. Якщо $a_v \equiv 1$, $b^v \equiv 0$, то ξ^v нав. стохастичним узагальненим градієнтом або стохастичним квазіградієнтом. Остання назва за ξ^v зберігається і в заг. випадках. Процедуру (1) названо методом проектування стохастичних квазіградієнтів. Напр., при $a_v \equiv 1$, $b^v \equiv 0$ і $|\xi^v| \leq \text{const}$ метод проектування стохастичних квазіградієнтів (1) визначає послідовність x^v , $v = 0, 1, \dots$, яка з імовірністю 1 збігається до точки екстремуму $F(x)$ в області X , якщо

$$\rho_v > 0, \quad \sum_{v=0}^{\infty} \rho_v = \infty, \quad \sum_{v=0}^{\infty} \rho_v^2 < \infty.$$

Лит. Ермольов Ю. М. О методе обобщенных стохастических градиентов и стохастических квази-градиентов последовательностях «Кибернетика», 1969, № 2.

СТОХАСТИЧНІ ДИФЕРЕНЦІАЛЬНІ РІВНЯННЯ — диференціальні рівняння, що містять стохастичні диференціали від вінерівського процесу або диференціальні рівняння, що містять гауссівський білий шум. С. д. р. 1-го порядку в заг. вигляді записують так: $dx_t = a(t, x_t) dt + b(t, x_t) dw(t)$, де x_t — шуманий випадковий процес, $a(t, x)$ та $b(t, x)$ — задачі ф-ції, a і $w(t)$ — вінерівський процес. Процес x_t може бути й векторним, тоді $a(t, x)$ — ф-ція з векторними значеннями, а $b(t, x)$ — ф-ція з матричними значеннями. С. д. р. розв'язують при заданій початковій умові $t = t_0$. Процес $w(t)$ — диференційований, $dw(t) = \alpha(t) dt$, де $\alpha(t)$ — узагальнений процес — білий шум. Тому передусім у теорії С. д. р. досліджують, який зміст потрібно надати диференціалам, що входять у рівняння. З цією метою вводять стохастичний інтеграл Іто (за принципом япон. математики)

за вінерівським процесом вигляду $\int f(s) \times \times dw(s)$ як границю в серед. квадратичному інтегральних сум $\sum_{k=0}^{n-1} f(s_k) \Delta w(s_k)$, де $t_0 = s_0 < s_1 < \dots < s_n = t$, $\Delta w(s_k) = w(s_{k+1}) - w(s_k)$. Для досить широкого класу ф-цій такий інтеграл існує. Після цього С. д. р. записують в інтегр. формі

$$x_t = x_{t_0} + a(x, s) ds + \int_{t_0}^t b(x, s) dw(s). \quad (1)$$

Доводять, що коли $a(x, s)$ та $b(x, s)$ задовольняють умову Ліпшица за x

$$|a(x, z) - a(x, y)| + |b(x, z) - b(x, y)| < K|x - y|$$

при якому-сь K і в змірних за a , а $a(x, 0)$ та $b(x, 0)$ — обмежені, то рівняння (1) має єдиний розв'язок. Цей розв'язок буде марковим процесом дифузійного типу, з коефіцієнтом перенесення $a(t, x)$ та коефіцієнтом дифузії $b^2(t, x)$. У багатовимірному випадку $a(t, x)$ буде вектором перенесення, $b(t, x) \times b^*(t, x) = B(t, x)$ — матрицею дифузії, де b^* — матриця, спряжена b . Отже, щоб визначити розподіл процесу $x(t)$ або його перехідну ймовірність, можна використати рівняння Колмогорова для дифузійних процесів. Такий зв'язок між параболічними рівняннями та С. д. р. дає змогу використовувати С. д. р. для дослідження рівнянь з частинними похідними, а також будувати обчислювальні схеми розв'язування дифер. рівнянь за допомогою моделювання С. д. р.

Важливим питанням теорії С. д. р. є дослідження поведінки розв'язків при $t \rightarrow \infty$, зокрема, знаходження умов стійкості. Рівняння $dx_1 = a(t, x_1) dt$, для якого даний розв'язок $x(t)$ не стійкий, може виявитися стійким після випадкової добавки. Так, напри., нестійкий розв'язок $\bar{x}_1 = 0$ рівняння $dx_1 = ax_1$, при $a > 0$ після додавання члена $b \, dw(t)$ буде стійким, якщо $b > 2a$. С. д. р. широко застосовують для вивчення марковських процесів, дослідження дифер. рівнянь з частинними похідними та для описування реальних систем і швидкозмінними випадковими збуреннями (напр., при описуванні руху дифундуючої частинки від діяння зіткнень з молекулами рідини або шумових струмів у радіопристроях, спричинених тепловим рухом електронів та наявністю флуктуацій).

А. В. Спорова

СТОХАСТИЧНОЇ АПРОКСИМАЦІЇ МЕТОД — метод пошуку кореня або мінімуму функції регресії $F(x)$ випадкової величини $f(x, \omega)$ з функцією розподілу $G(x, z)$. Тут $F(x) = Mf(x, \omega) = \int z dG(x, z)$, а $G(x, z) = P\{f(x, \omega) < z\}$, де $z = (z_1, \dots, z_n)$ — вектор n -вимірному простору (див. *Простір абстрактний*). Задача мінімізації ф-ції регресії $F(x)$ в окремим випадком задає програмування стохастичного на безумовний екстремум Ося. Ідея методу полягає в тому, щоб при пошуку мінімуму або кореня $F(x)$ за напрям пошуку вибирати напрям, який визначається не поведінкою самої ф-ції $F(x)$, значення якої звичайно невідомі, а поведінкою випадкової величини $f(x, \omega)$. Напр., замість звичайного градієнтного методу, визначуваного співвідношенням $x^{s+1} = x^s - p_s \operatorname{grad} F(x^s)$, $s = 0, 1, \dots$, де x^s — довільна точка (початкове наближення), x^s — наближення після s -го кроку, p_s — величина s -го кроку, в С. а. м. пошук напрямку $F(x)$ здійснюється за допомогою співвідношень $x^{s+1} = x^s - p_s \operatorname{grad} f(x^s, \omega^s)$, $s = 0, 1, \dots$ або $x^{s+1} =$

$$x^s - p_s \sum_{i=1}^n \frac{f(x^s + \Delta_i e^i, \omega^s) - f(x^s, \omega^s)}{\Delta_i} \times$$

$\times e^i$, $s = 0, 1, \dots$ де e^i — орт i -ї осі, $\omega^s, \omega^s, \omega^s, \omega^s = 0, 1, \dots, n$ — незалежні за $s = 0, 1, \dots$ спостереження над станом природи ω . Див. Вазаєв М. Стохастическая аппроксимация. Пер. с англ. М., 1972 160 стор. с. 276—291.

И. М. Врублевский

СТОХАСТИЧНОЇ ОПТИМІЗАЦІЇ МЕТОДИ — методи пошуку екстремуму в задачах з випадковими функціями. Див. *Стохастичної апроксимації метод*, *Стохастичний неадаптивний метод*.

СТРАТЕГІЯ МІШАНА — стратегія, яка полягає в тому, що гравець застосовує одну з своїх стратегій чистих, вибрану в кожній грі за випадковим законом. С. м. можна ототожнювати з ймовірнісною мірою на множині можливих для гравця дій, тобто його чистих стратегій. Впровадження С. м. розширює клас допустимих дій гравця для того, щоб досягти існування такого розв'язку гри, якого потребує віднесеності мети принцип. Див. також *Ігор теорія*. І. М. Врублевський.

СТРАТЕГІЯ ОПТИМАЛЬНА — стратегія гравця в грі антагоністичній, за якої досягають відповідного екстремуму у рівності $\max_{a \in A} \min_{b \in B} H(a, b) = \min_{b \in B} \max_{a \in A} H(a, b)$ (див. *Максимізація*). Якщо 1-й гравець застосовує в грі С. о., то він гарантує собі виграти, не менший за гри значення, незалежно від того, яку стратегію вибере противник, а 2-й гравець, застосовуючи свою С. о., гарантує, що його програш не перевищить значення гри.

О. В. Яноускі

СТРАТЕГІЯ ПОВЕДІНКИ — стратегія мішана гравця у грі позиційній, у якій випадкові вибори гравцем своїх часткових дій у кожному інформаційному стані, що описується інформаційною множиною, є стохастично незалежними. Поняття С. а. вперше зв'язав амер. математик Г.-У. Кун і довів, що гравцеві в скінченних позиційних іграх, у яких він пам'ятає все, що знав і робив раніше, для реалізації опт. виграшу достатньо користуватися С. а., тобто достатньо здійснювати локальне змішування (теорема про ігри з повною пам'яттю). Цей результат згодом поширили на загальніші класи ігор. Див. також *Ігор теорія*. І. М. Врублевський.

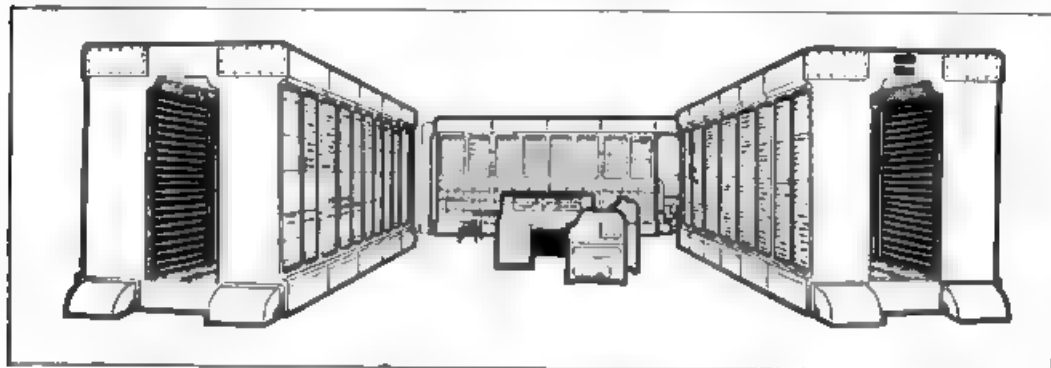
СТРАТЕГІЯ ЧИСТА будь-яка з доступних гравцеві дій, передбачених правилами гри. Кожну С. ч. можна розглядати як вироджений випадок стратегії мішаної. Див. також *Ігор теорія*.

«СТРЕЛА» — цифрова обчислювальна машина загального призначення. Розроблено її в 1953. У ній здійснювалося паралельне представлення 10-розрядних чисел з плаваючою комою в діапазоні $10^{\pm 48}$. Структура команд трьохадресна. Арифм. пристрої — з повним складом арифм. та логіч. операцій 15 видів. Розрядність — 43 двійкових розряди.

Внутр. оперативний запам'ятовувальний пристрій ємністю 2048 слів побудовано на 43 спец. запам'ятовувальних електромагнетних трубках. Зовнішній ЗП складається з двох блоків з магн. стрічкою ємністю 200 тис. слів. Постійний ЗП зі змінними запам'ятовуваними комітками зберігає 16 стандартних програм і 256 констант. Введення інформації в машину — з масивів перфокарт і з магн. стрічки, виведення — на магн. стрічку, перфатор карт і широкоформатний друкувальний пристрій.

го розміщені по лінії, перпендикулярній рухові носія. Кожний МГ відповідає своїй магнітній доріжці на стрічці, т. ч. записування здійснюється паралельно-последовно, рядок за рядком. Швидкість робочого руху стрічки — порядку 1—4 м/сек. На потужності вміщується 750—1000 д слів. Ємність котушки може бути порядку $200 \cdot 10^4$ — $400 \cdot 10^4$ двійкових знаків. Осн. задаю С. м. є великий час вибирання (відшукування) інформації (досягає кількох хвилин).

Р. Я. Черняк



Цифрова обчислювальна машина «Стрела»

«С.» (мал.) побудована на 6000 електронних ламп, мала середню продуктивність обчислень 2 тис. трьохадресних операцій з плаваючою комою за 1 сек; корисний маш. час — до 18 годин на добу. «С.» характеризувалася гнучкою системою програмування. Різні види групових арифм. і логіч. операцій, умовні переходи й змінювані стандарти програми та системи контрольних тестів і організовуючих програм давали змогу створювати бібліотеки ефективних програм різного тематичного напрямку, здійснювати автоматизацію програмування і розв'язування широкого кола матем. задач (обсягом до 10^6 і більше операцій).

Літ.: Вавиловський Ю. Я. Универсальная электронная вычислительная машина «Стрела». «Приборостроение», 1957, № 3.

Ю. Я. Вавиловський.

СТРІЧКА МАГНІТНА — стрічка з міцної гнучкої плівки, вкрита феромагнітним шаром, призначена для записування, зберігання й відтворення інформації. Плівка буває, наприклад, тринадцятій або лавсановій основі тощо. На базі С. м. будують зовнішні запам'ятовувальні пристрої великої ємності — магномеджувачі на С. м. (НМС). Під час роботи (мал.) стрічка (1), перемотуючись з котушки на котушку (2), за допомогою ведучих роликів (3) стрічковпропного механізму розміщується відносно блоку магнітних головок (4) — БМГ, доторкаючись до нього в площині робочих проміжків магнітних головок (МГ). Інерційність котушок з стрічкою компенсується спец. демпферним вузлом (5). Записування та зчитування проводяться БМГ, головки яко-

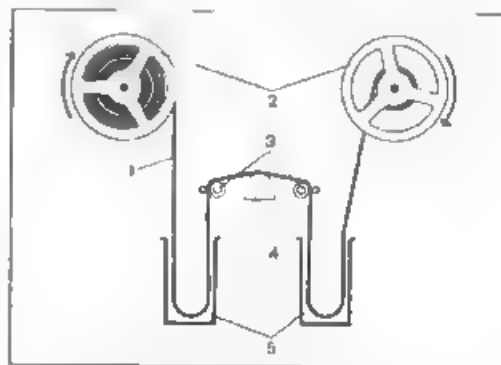


Схема стрічковпропного механізму

СТРУКТУРА, ґраття. Нехай M — частково впорядкована множина, а U — її підмножина. Елемент $a \in M$ наз. точною верхньою гранню множини U (позначення: $a = \sup U$), якщо $a \geq x$ для усіх $x \in U$ і якщо припустити, що $a' \geq x$ для усіх $x \in U$ впливає нерівність $a' \geq a$. Двоїстим чином визначається точна нижня грань множини U ($\inf U$). Якщо точна верхня і нижня грані існують для будь-якої двоелементної підмножини частково впорядкованої множини M , то M наз. структурою.

Приклад 1. Довільний ланцюг (якщо $a \leq b$, то $\sup \{a, b\} = b$, $\inf \{a, b\} = a$). 2. Підпростори лінійного простору, впорядковані за включенням ($\sup \{A, B\} = \{x | x = a + b, a \in A, b \in B\}$, $\inf \{A, B\} =$

$= A \cap B$). 3. Підмножини даної множини, впорядковані за включенням ($\sup\{A, B\} = A \cup B$, $\inf\{A, B\} = A \cap B$). 4. Цілі невід'ємні числа, впорядковані за подільністю: $a \leq b$, якщо a ділить b ($\sup\{a, b\} = \text{НСК}(a, b)$, $\inf\{a, b\} = \text{НСД}(a, b)$) (НСК — найменше спільне кратне, НСД — найбільший спільний дільник). Нехай $M = S$. Покладемо $a + b = \sup\{a, b\}$ і $ab = \inf\{a, b\}$ (замість $+$ та \cdot часто застосовують символи \cup та \cap або \vee та \wedge відповідно). Тоді M стає алгеброю універсальною, і при цьому операції $+$ та \cdot задовольняють такі співвідношення: (1) $a + a = a$, (1') $aa = a$; (2) $a + b = b + a$, (2') $ab = ba$; (3) $(a + b) + c = a + (b + c)$, (3') $(ab)c = a(bc)$; (4) $a(a + b) = a$; (4') $a + ab = a$. Навпаки, якщо в множині M два операції, що мають ці властивості, то, вважаючи, що $a \leq b$ в тому й тільки в тому випадку, коли $a + b = b$, одержимо S . До того самого результату прийдемо, вважаючи, що $a \leq b$ тоді й тільки тоді, коли $ab = a$. Обидва ці способи приводять до одного й того самого порядку.

Якщо в частково впорядкованій множині M точні верхня й нижня грані існують для будь-якої непустої підмножини M , то M наз. повною S . Повна S завжди містить нуль та одиницю. Будь-яку S (навіть і будь-яку частково впорядковану множини) можна вкласти в повну S зі збереженням точних граней. Це означає, що, напр., точна нижня грань, знайдена в частковій S , збігається в точній нижній грані, яку визначають у повній S . Підкреслимо, що в заг. випадку точна грань, знайдена в підмножині частково впорядкованої множини, може не збігатися в точній грані, яку визначають на цій множині. S , розглянуті в 2 й 3-му прикладах, є повними. Неповною S є, напр., ланцюг цілих чисел. Якщо $M = S$ з нулем та одиницею і $a \in M$, то елемент $a' \in M$ наз. доповненням a до елементу a , якщо $a + a' = 1$ та $aa' = 0$. Якщо кожен елемент S має доповнення, то M наз. S в доповненнях. S в доповненнях є S , розглянуті в 2 й 3-му прикладах. Ланцюг, що містить більше як два елементи, не є S в доповненнях. У заг. випадку цей елемент може мати кілька доповнень.

Найважливішими класами S є дедекіндові (або модулярні) S , що їх визначають в умови: якщо $a \leq b$, то $(a + b)c = a + bc$, та дистрибутивні S , якщо виконано дистрибутивний закон: $(a + b)c = ac + bc$. В дистрибутивній S справджуються також співвідношення: $ab + c = (a + c)(b + c)$ та $(a + b)(a + c)(b + c) = ab + ac + bc$. Кожне з них можна використати для визначення дистрибутивної S . Елемент дистрибутивної S з нулем та одиницею може мати більше як одне доповнення. Будь-який ланцюг, а також S підмножини (3-й приклад) дистрибутивні. S підпросторів у 2-му прикладі — дедекіндова, але не дистрибутивна. Будь-яка дистрибутивна S ізоморфна S підмножини (не обов'язково всіх) якоїсь мно-

жини. Важливу роль у різних застосуваннях відіграють дистрибутивні S з доповненнями, що їх наз. булевіми алгебрами.

Історично виникнення теорії S пов'язане зі спостереженнями, що багато фактів, які стосуються систем нормальних дільників груп та ідеалів кільця, виглядають аналогічно, і їх можна довести в рамках теорії дедекіндових S . Як приклад можна навести теорему Жордана-Гельдера: всі композиційні ряди дедекіндової структури (якщо вони існують) мають однакову довжину.

Літ. Скоринка Л. А. Дедекіндові структури з доповненнями і регулярні кола М., 1961 [бібліогр. в. 186—193]; Садія В. Н. Лекції по теорії решіток. Саратов, 1970 [бібліогр. в. 92—98]; Скоринка Л. А. Елементи теорії структури. М., 1970 [бібліогр. в. 143]. Вирт Ф. Г. Теорія структур. Пер. з англ. М., 1932 [бібліогр. в. 37—38].

Л. А. Скоринка.

СТРУКТУРНА ІНТЕРПРЕТАЦІЯ МОВИ — див. Інтерпретація мови структурно.

СТРУКТУРНА ПОЕТИКА — напрям у літературознавстві, що прагне до чіткого й точного описування, і, врешті-решт, — до моделювання літературної творчості. S , п. пов'язана з розвитком лінгвістики структурної, семіотики й кібернетики, для якої S , п. має важливе значення як сировина моделювати один з найскладніших видів розумової діяльності. S , п. розглядає художню літературу як повідомлення, що його кодує автор і декодує читач, причому кодом є якась сторінка, поетична мова, що використовує як субстанцію плану вираження природну (напр. російську чи українську) мову загалом з її планом вираження (фонологічною системою, граматикою) та з її планом змісту (семантикою).

Заг. задача описування (моделювання) поетичної мови та її підмов, які відповідають окремим авторам, школам тощо, розпадається на ряд часткових задач, до чіткої постановки й розв'язування яких S , п. лише приступає. Описувати план змісту означає встановлювати набір ідей, відображених у певному жанрі, творі, даним автором тощо (напр., у жанрі прелюдії можна виразити всі думки певного тону; запропоновано спосіб формально задавати це коло думок). У принципі можна описувати план змісту безвідносно до плану вираження (напр., коли літ. критик здало формулює коло ідей, або «світ» окремого автора) й план вираження безвідносно до плану змісту (див. Структурне віршознавство). Практично описування плану змісту передбачає усвідомлення й установлення відповідності між виявленими смислами й реальними текстами. Виявлення істинних ознак «світу» може мислитися як інтуїтивне або як таке, що спирається на об'єктивні процедури (напр., коли складають словники частотні, щоб пов'язати розподіл частот з ієрархією цінностей у «світі» автора). Взагалі моделювання відповідностей між змістом і вираженням є центр. задачею S , п. На шляху від тем до художнього тексту є ряд проміжних рівнів (конкретному описові структури художніх текстів, починаючи з нижчих рівнів з

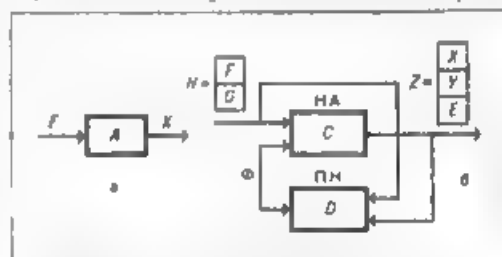
послідовним переходом до вищих, присвячено багато праць з С. с. м.). В розповідних творах є рівень сюжетних ф-цій (порівняти рівень синтаксису в мові), які в реальних творах набувають значення конкретних «сподій»; безпосередньо «ідейний» зміст творів у термінах цього рівня скопити не можна (порівняти частини мови «байдиужі» до значень, які вони передають). Проста («словникова») відповідність між одиницями плану вираження чи проміжних рівнів і одиницями плану змісту трапляється рідко. Складність художніх відповідностей між змістом і вираженням створюють прийоми вираженості: розгортання (конкретизація), підкреслювання (збільшення, повторення, варіювання), контраст і комбінації їх та суміщення. Ці перетворення, що зберігають тотожність смислу, збільшують художню ефективність змісту, який вони виражають. Ф-ції, суміщені в одному предметі, водії, сцені тощо, можуть належати до різних рівнів: одна — відображує елемент світу, друга — застосовується до нього прийом, третя — вимогу сюжету тощо. Група ф-цій може суміщуватися в складеній конструкції, яка не існувала до її появи твором, або в єдиному предметі, що задалегідь об'єднує потрібні властивості; в першому випадку органічність розв'язку забезпечується адгезією зчеплення, в другому — фактом цілісності предмета. Моделювати улюблені предмети і твердження автора, які реалізують його світу, незалежно від лінійної послідовності їх у сюжетах (і текстах) його творів, можна, застосовуючи прийоми вираженості безпосередньо до одиниць плану змісту (тем або ідей, що становлять «світу» цього автора). Цілісне описування окремого твору може мати вигляд демонстрації виведення його тексту з теми в термінах прийомів вираженості.

Лин. Потебня А. А. Из записок по теории словесности. X, 1905. Шкловский В. Я. О теории прозы. М., 1928. Томашевский Б. Теория литературы. Поэтика. М. - Л. 1930 [61б]. Ср. с 207-233. Вакхия М. М. Проблемы поэтики Достоевского. М., 1963. Эженштейн С. М. Избранные произведения. т. 3-5. М., 1964-68. Труды по знаковым системам, т. 1-5. Тарту, 1964-71. Статистичні параметри стилю. К., 1967. Пропп В. Я. Морфология сказки. М., 1969. Выготский Л. С. Психология искусства. М., 1969 [61б]. Ср. с 562-567. Успенский Б. А. Поэтика композиции. М., 1970. Лотман Ю. М. Структура художественного текста. М., 1970. Wellek R., Warren A. Theory of literature. New York, 1956 [61б]. Ср. с 317-357. Jakobson R. Selected writings, v. 4. The Hague - Paris, 1966.

О. Н. Ждановский

СТРУКТУРНА СХЕМА МОДЕЛІ — графічне зображення набору операційних елементів аналогової моделі, їхніх з'єднань, входів і виходів. Ці елементи характеризуються оператором, тобто певною матем. залежністю між змінними на виході та вході. Якщо операційний елемент має кілька входів і виходів, оператор визначає залежність вектора невідомих на виході від вектора відомих величин. Матем. описування С. с. м. еквівалентне матем. описуванню досліджуваного об'єкта чи

процесу. Побудова й аналіз С. с. м. дають змогу абстрагуватися від конкретної фіз. природи елементів і вузлів реальної моделі і, здійснюючи матем. перетворення структури, виявити деякі заг. закономірності, що характеризують властивості моделі й модельованого об'єкта чи процесу. На мал. наведено приклад структурних схем квазіаналогових моделей. Тут X і F — вектори осей, невідомих і заданих величин для кіл прямої аналогії, A — оператор, що визначає зв'язок між X і F , Z і H — вектори величин, які одержують і зводять у квазіаналогові кола, C —



Структурні схеми квазіаналогових моделей

модель прямої аналогії оператора, що визначає зв'язок між Z , H і вектором Φ відомих величин, що їх вводить у квазіаналог (КА), D — оператор пристрою керування (ПК) квазіаналогом. В. Д. Самойлов

СТРУКТУРНА ТЕОРІЯ АВТОМАТІВ — розділ автоматичної теорії, який розглядає способи утворення складних автоматів з простіших. На відміну від абстрактної теорії автоматів, у С. т. а. вхідні й вихідні канали автоматів розглядають, власне кажучи, як такі, що складаються з кількох елементарних каналів, по яких можуть передаватися елементарні сигнали. Сукупність усіх елементарних сигналів становить структурний алфавіт. Вхідні й вихідні сигнали автоматів є наборами елементарних сигналів. Отже, вхідні й вихідні алфавіти автоматів, що їх розглядають у структурній теорії, є декартовими степенями структурного алфавіту. Елементи таких алфавітів називають структурними сигналами (символами). Як структурний алфавіт збільшено використовують двійковий структурний алфавіт, що складається з двох сигналів «0» і «1».

Розглянемо тепер заг. означення композиції автоматів. Нехай A_1, \dots, A_n — автомати, вхідні й вихідні сигнали яких є структурними сигналами в одному й тому самому структурному алфавіті. Розглянемо якусь множину, елементи якої називатимемо вузлами (при графічному зображенні композиції автоматів вузлом відносять точки, через які проходять з'єднання каналів). Встановимо взаємно однозначну відповідність між вхідними й вихідними каналами автоматів A_1, \dots, A_n і певною частиною вузлів. Вузол, що відповідає вхідному (вихідному) каналу даного автомата, вважатимемо вхідним (вихідним) вузлом цього автомата. Решту вузлів поділя-

мо на дві частини і назвемо їх зовн. вхідними й вихідними вузлами. Композицією автоматів A_1, \dots, A_n задають, ототожнюючи певні вузли один з одним, тобто задаючи якість *еквівалентності відношення* (відношення ототожнення) на множині вузлів. При цьому кожний клас еквівалентності повинен містити тільки один вузол, який є зовнішнім вхідним або вихідним вузлом якогось автомата, а решта вузлів мають бути вхідними вузлами автоматів або зовнішніми вихідними вузлами. Якщо якийсь вихідний вузол автомата (зовн. вихідний вузол) ототожнено з іншим вузлом, то при графічному зображенні ці вузли з'єднують стрілкою, що йде від першого вузла до другого. Одержану композицію наз. *сіткою автоматів*, або *схемою*. Якщо дотримати певних умов коректності, композиція автоматів є автоматом. Щоб описати функціонування композиції, зручно встановити вузлам схеми змінні, що набувають значення в структурному алфавіті. Змінні, які встановлено зовн. вхідним (вихідним) вузлом, наз. *вхідними (вихідними) змінними композиції*, а змінні, які встановлено вхідним (вихідним) вузлом автомата, наз. *вхідними (вихідними) змінними цих автоматів*. Вхідний (вихідний) алфавіт композиції складається з усіх можливих наборів значень вхідних (вихідних) змінних, а множина станів є декартовим добутком множин станів автоматів A_1, \dots, A_n . Коли зафіксувати вхідний сигнал схеми (набір значень вхідних змінних), то, застосовуючи функції переходів та виходів компонентів схеми і прирівнявши значення змінних, які відповідають ототожненим вузлам, можна обчислити значення всіх змінних, які характеризують новий стан і вихідний сигнал. Якщо схема коректна, то новий стан і вихід визначені однозначно. Одна з найпростіших умов коректності схеми полягає в тому, що будь-який цикл (тобто замкнений шлях, який веде через компоненти по стрілках, що з'єднують вузли) повинен містити хоча б одну компоненту, яка є *Мура автоматом*. В С. т. а. вихідний сигнал автомата Мура, який визначається даним станом, відноситься звичайно до того самого моменту автоматного часу, що й сам стан. Це дає змогу уникнути суперечностей при обчислюванні значень змінних. Крім того, кожний вхідний вузол будь-якої компоненти й кожний зовн. вихідний вузол мають бути зв'язані або з вхідним вузлом якоїсь компоненти, або з зовн. вхідним вузлом. Застосовують і інші, слабші умови коректності схем.

Осн. задача С. т. а. — це задача структурного синтезу. Вона полягає ось у чому. Нехай задано якийсь набір елементарних автоматів зі структурними вхідними й вихідними сигналами і задано деякі допустимі правила побудови композицій елементарних автоматів. Для довільного скінченного ініціального автомата зі структурними вхідними й вихідними сигналами треба знайти композицію елементарних автоматів, побудовану за допо-

могою допустимих правил, яка еквівалентна цьому автомату, тобто така, що індукують те саме автоматне відображення, що й заданий автомат. Якщо задано *автомат частковий*, то відображення, індуковане композицією, повинне продовжувати відображення, індуковане даним автоматом. Можливі деякі послаблення задачі синтезу, при яких вимагається лише, щоб відображення, індуковане композицією, було пов'язане з первісним відображенням якимось допустимим перетворенням (напр., зсув вихідної послідовності щодо вхідної). У сильніших постановках вимагається, щоб композиція мстила *ідаєтомат*, ізоморфний даному абстрактному автомату.

Не для кожної системи елементарних автоматів задача синтезу довільного автомата скінченного має розв'язок. Якщо система елементарних автоматів така, що за її допомогою можна синтезувати будь-який скінченний автомат (будь-який автомат із заданого класу), то таку систему наз. *повною* (в заданому класі автоматів). Проблему знаходження критеріїв повноти систем автоматів наз. *повнотою проблеми*. У найзагальнішій постановці проблема повноти алгоритмічно нерозв'язна, тобто не існує критеріїв повноти, які можна ефективно перевірити, але за деяких додаткових умов такі критерії можна знайти.

Заг. ефективних методів розв'язування проблеми синтезу для довільних повних систем автоматів ще не існує (якщо не рахувати методу повного перебору). Тому на практиці звичайно обмежуються розв'язанням проблем синтезу для деяких найчастіше застосовуваних нових систем елементарних автоматів. Найкраще вивчено проблему синтезу *автоматів без пам'яті*, тобто автоматів в одному станом. Кожний такий автомат реалізує якусь систему функцій k -значної логіки, де k — кількість символів структурного алфавіту (найчастіше $k = 2$). Проблему синтезу автоматів без пам'яті розглядають вдебільшого для випадку, коли елементарні автомати самі є автоматами без пам'яті. В цьому разі схеми не повинні мати циклів. Такі схеми наз. *комбінаційними схемами*, а проблема синтезу — *проблемою комбінаційного синтезу*. Існує простий зв'язок між комбінаційними схемами і суперпозиційними функціями, що їх реалізують елементарними автоматами. В силу цього зв'язку проблема повноти систем автоматів без пам'яті (у класі автоматів без пам'яті) еквівалентна проблемі функціональної повноти в k -значній логіці (див. *Логіка багатозначна*). Розглядаючи проблему синтезу довільних скінчених автоматів, елементарні автомати поділяють на два класи — елементарні автомати без пам'яті (вони становлять, як правило, повну систему автоматів без пам'яті) і запам'ятовувальні елементи (автомати з пам'яттю). Як запам'ятовувальний елемент звичайно беруть автомат Мура, в якому є повна система переходів і виходів, тобто такий автомат, що для будь-якої пари станів x та y існує вхідний сигнал z , такий,

що $ax = b$, і вхідні сигнали, які відповідають різним станам, різні. В двійковому структурному алфавіті запам'ятовувальні елементи звичайно мають тільки два стани. Такими елементами в затримки й різного роду тригери.

Схема, побудована з таких автоматів, поділяється на дві частини — запам'ятовувальну й комбінаційну. Якщо взяти достатньо велику кількість запам'ятовувальних елементів і встановити взаємно однозначну відповідність між станами довільного абстрактного автомата й наборами станів запам'ятовувальних елементів, то в силу повноти переходів та виходів можна знайти таку комбінаційну частину, що побудована композиція міститиме підавтомат, ізоморфний даному підавтомату. Отже, проблема синтезу довільного автомата зводиться до проблеми комбінаційного синтезу. Відповідність між станами синтезованого автомата й станами схеми наз. *кодуванням станів автомата*. Вибір кодування істотно впливає на складність схеми, надійність та інші її характеристики. Тому проблема кодування, тобто проблема вибору кодування, яке задовольняє ті чи інші умови, має велике практичне значення.

Важливу роль у С. т. а. відіграє задача оптимального синтезу, тобто задача відшукування найкращої (з точки зору якогось критерію) схеми, яка реалізує заданий автомат. Найпоширенішим є критерій найменшої складності схеми, де складність оцінюється кількістю елементарних автоматів (узятих, можливо, з деякими вагами, які характеризують складність різних елементарних автоматів). Із задачею оптимального комбінаційного синтезу у двованковому структурному алфавіті безпосередньо пов'язані задачі спрощення формул *алгебри логіки*, побудови мінімальних та найкоротших дво'юнктивних нормальних форм тощо. У зв'язку з цим велике значення має дослідження складності схем, які реалізують автомати того чи іншого класу. Основним при цьому є вивчення функції Шеннона $L(n)$, яка дорівнює макс. складності найпростішої комбінаційної схеми, що реалізує довільну функцію алгебри логіки з n змінних, а також узагальнення цієї функції для автоматів з пам'яттю, одержання для неї верхніх та нижніх оцінок, дослідження її асимптотичної поведінки тощо.

Велике значення для побудови практичних методів синтезу має задача декомпозиції абстрактних автоматів, яка полягає в розкладанні абстрактного автомата на задану композицію простіших автоматів (див. *Автомати декомпозиції*). Звичайно при цьому розглядають деякі прості види композицій, такі, як послідовно й паралельно з'єднання автоматів тощо.

До С. т. а. можна віднести й деякі побудови, розглядавані в теорії *автоматів нескінченних*. Напр., *автомати ітерації*, сітки Неймана — Мура та їх. являють собою регулярні композиції нескінченної (або необмеженої скінченної) кількості примірників якогось скінченного автомата.

Літ. Гаушков В. М. Синтез цифрових автоматів М., 1962 [бібліогр. с. 464–469]. Кобринський Н. Р., Трахтенброт Б. А. Последние в теории конечных автоматов, М., 1962 [бібліогр. с. 399–402]. Hartmanis J., Steagall E. Algebraic structure theory of sequential machines Englewood Cliffs 1966 [бібліогр. с. 206–208].

О. А. Литвиченський

СТРУКТУРНЕ ВІРШОЗНАВСТВО — зв'язний організації вірша як особливої форми мови і впливу вірша на різні плани й різні мовного твору. Відмінність ритмізованого тексту від неритмізованого полягає, насамперед, в організації, упорядкуванні тих елементів, які, навіть якщо вони є матеріальними носіями звичайної мови (напр., склади), не релевантні в ній для виконання основної функції — передавання смислу. Внаслідок використання таких надмірних елементів наче виникає другий, додатковий канал передавання інформації, по якому передається синхронізований з основним «словесним» текстом «ритмічний» текст.

В основі вірша як мовного явища лежить особливий, відмінний від членування на речення, поділ мовного потоку на цілісні, протиставлені один одному дискретні відрізки — «вірші», на межі й в середині яких виникають специфічні семантичні та інтонаційні явища. Проте більшість систем віршування не продовжується тільки поділом на вірші (рядки) й уподібнює їх одному одному з величезною або внутр. структурою, що надає віршованій мові ритмічності.

Множина допустимих структур окремих віршів визначається метром (розміром), який є мовою (в т. ч. й у розумінні *лінійності математичної*) цього ритмового тексту. Описова метрика, що визначає метри та системи їх, — найбільш розроблена частина віршознавства, в ній широко застосовують ймовірнісні й статистичні методи. Метрика ставить у відповідність віршованому текстові частотний список варіантів структури окремого рядка, що зустрічаються в цьому тексті. Потім на основі статистичних критеріїв порівнюють цей частотний список або з аналогічними списками для ін. текстів, або з теор. моделлю розміру цього тексту, яку розраховано в припущенні, що ритмічні типи слів сполучаються один з одним відповідно до одного з відомих типів ймовірнісних процесів, напр., процесу незалежних випробувань. Описуючи за такою методикою роз. двоскладові розміри, виявили, що в різні епохи існували різні «образи» того самого метра залежно від того, яким з цих варіацій надати перевагу. Особливо великого значення набуває ця методика у зв'язку з дуже різноманітних форм «некласичного» вірша, де без неї не можна встановити сам список варіацій. Намічено матем. прийоми описування зв'язку метрики з фонетичною та інтонаційною системами мови, що дає змогу ефективно зіставляти системи віршування в різномовних літературах.

Меншою мірою розроблено ритміку, яка вивчає ритм у його поступовому розгортанні як процес, що характеризує кожен окремий тип. Ритмічне значення рядка залежить, оче-

видно, не стільки від статистичних характеристик усього тексту, скільки від співвідношення між Π внутр. структурою і структурою порівняно невеликої кількості попередніх рядків (такий підхід перекликається з деякими загальними ідеями про *послідовну атональність у випадковій середовищах*). Таку модель ритму збудував А. Беляй. Він опи-

нював кожен рядок формулою: $\frac{n-1}{n}$ при $1 \leq n \leq 10$ і 1 при $n > 10$, де n — кількість рядків, що лежать між двома ритмічно тотожними рядками. Побудувавши за цією моделлю графіки ритму, виявили ряд цікавих паралелей в композиції відповідних текстів.

Звукову сторону вірша вивчає фоніка, де запропоновано класифікацію звукових повторів і способів побудови тональної кривої вірша. Зміни на цій кривій є очевидними відповідностями в композиційному розгортанні вірша. Важливою частиною фоніки є вчення про ритм. Тут виявлено семантичну функцію ритму, розроблено методику обчислення ступеня близькості слук, які являються, за числом однакових фонем в однойменних позиціях, розкрито процес взаємопроникнення ритм і фонетичних прийомів усередині рядка. У строфіці, у вченні про поетичний синтаксис та інтонацію, виділили наспівний і говірний типи віршованих творів, робили спроби вимірювати порівняльну силу пауз різних типів і з'ясувати частоту різних ритміко-синтаксичних явищ в теоретично розрахованих ймовірностях. З широкою ділянкою ритму і смислу найбільш висунено т. а. експресивні орооди розмірів, а також вплив віршового членування на актуалізацію семантичних ознак і синтаксичних зв'язків слів (єдність і цілісність віршового ряду). Підсумком може виявитися й зіставлення існуючих незалежних моделей формальних і змістовних планів і рівнів тексту.

Літ.: Жирмунський В. Введення в метрику Л., 1925; Беляй А. Ритм как диалектика в «Медной всадник». М., 1929; Шенгел Г. Техника стиха М., 1960; Ковалевський В. В Ритмічний засіб українського літературного вірша К., 1960; Ковалевський В. В Ритм Ритмічний засіб українського літературного вірша К., 1965; Тынянов Ю. Н. Проблема стихотворного языка М., 1965; Теория стиха Л., 1968; Брюсов В. Что такое стих? «Вопросы языкознания», 1968, № 6; Эйхенбаум В. М. О поэзии. I 1969 (библиогр. с. 542—550); Жовтис А. Л. О способах рифмования в русской поэзии «Вопросы языкознания», 1969, № 3; Штейнгар М. П. Библиография работ по стихосложению. М., 1934. Див. також літ. до ст. Математичні методи в поезії.

С. Я. Гудим
СУМАТОР — основна частина арифметичного пристрою, в якій здійснюється елементарна операція підсумовування двох чисел. С. бу-
дується із *суматорів однорозрядних*. Залежно від способу, яким з'єднано однорозрядні С., розрізняють *суматори послідовні*, *суматори паралельні* й *паралельно-послідовні*. Різновидом паралельних С. (залежно від способу реалізації прискорення перенесень) є *над-паралельні* й *паралельно-паралельні*. За принципом побудови однорозрядних С. розрі-

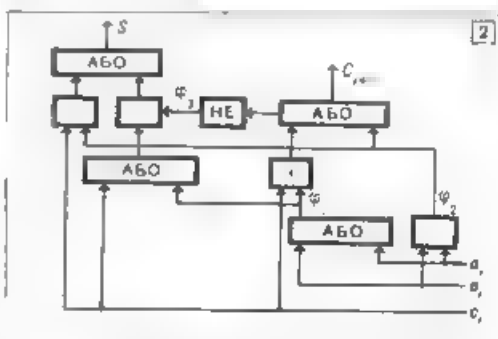
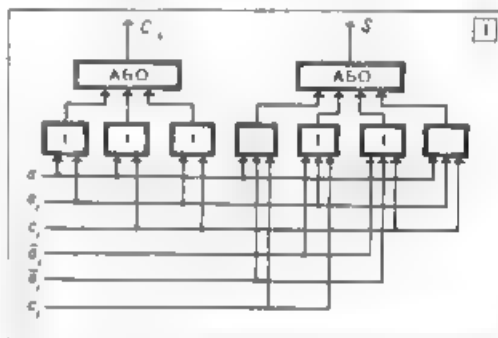
зняють комбінаційні, нагромаджувальні та амплітудні С. За способом представлення від'ємних чисел у машині (а прямою, додатковому чи зворотному кодах) С. бувають безланцюгові циклічного переносу із старшого розряду до молодшого або з ланцюговим циклічного переносу. Крім підсумовування, в переважній більшості С. виконуються операції множення і ділення, а також логіч. операції (логіч. множення і додавання, додавання за mod 2). Див. також *Блоки ЦОМ типові*, *Ланцюг переносу*.

Літ.: Завис В. А. Электронные вычислительные машины. Основы теории расчета и применения. М., 1962 (библиогр. с. 731—732); Карцев М. А. Арифметика цифровых машин. М., 1969 (библиогр. с. 559—575); Т. Ф. Сабоданюк.

СУМАТОР КОМБІНАЦІЙНИЙ — суматор, у якому цифри доданків одночасно надходять на входи. При знятті зі входу суматора сигналів хоч би одного з доданків значення суми на виході С. х. зникає, бо в ньому немає пам'яті С. х. реалізує в кожному розряді функції S_i (сума цифр i -го розряду) і C_{i+1} (перенесення до старшого розряду):

$$S_i = a_i \bar{b}_i \bar{c}_i \vee \bar{a}_i b_i \bar{c}_i \vee \bar{a}_i \bar{b}_i c_i \vee a_i b_i c_i$$

$$C_{i+1} = a_i b_i \vee a_i c_i \vee b_i c_i$$



1. Функціональна схема однорозрядного комбінаційного суматора

2. Мінімальний варіант системи функцій однорозрядного комбінаційного суматора.

де a_i, b_i — цифри доданків у даному розряді, c_i — цифри переносу з попереднього (молодшого) розряду.

Функціональну схему однорозрядного С. н., який реалізує названі функції, наведено на мал. 1. З метою підвищення ефективності С. н. (економія апаратури, підвищення швидкодії) систему функцій S_i та C_{i+1} , як правило, піддають сумісній мінімізації. Цю мінімізацію провадять шляхом утворення спільних частин функцій, які підставляються потім у їхні вирази, аж до використання однієї функції як аргументу другої. На мал. 2 наведено один з таких мінім. варіантів системи функцій однорозрядного С. н.

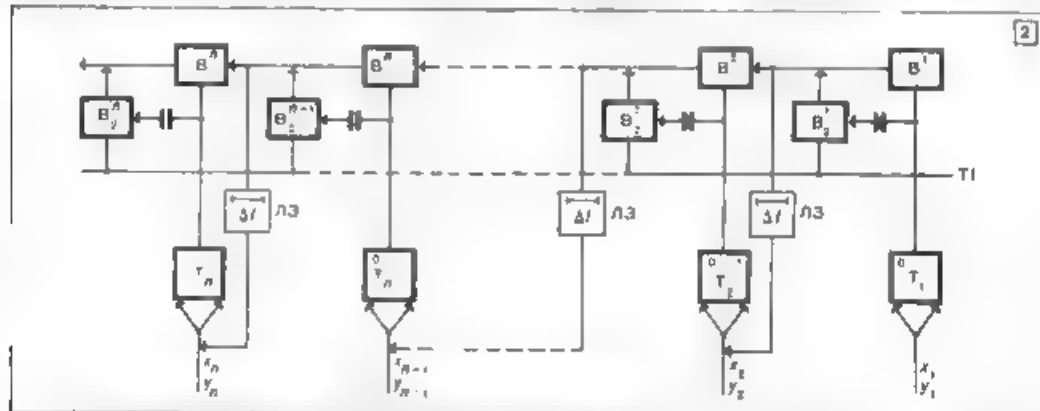
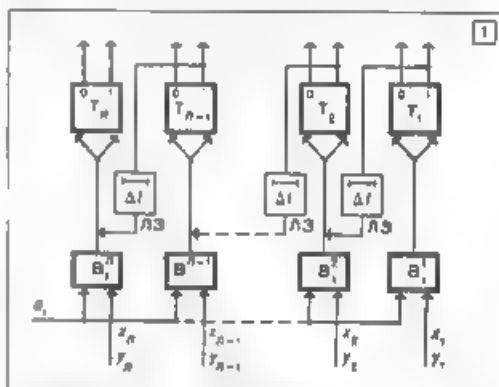
$$S_i = \Phi_1 (\Phi_2 V c_i) V \Phi_3 c_i$$

$$C_{i+1} = \Phi_1 c_i V \Phi_3$$

де $\Phi_1 = a_1 V b_1$, $\Phi_2 = a_1 b_1$, $\Phi_3 = \bar{a}_{i+1}$. С. н. звичайно використовують у тих випадках, коли регістри арифметичного пристрою виконано на тригерах потенціального типу (днв). Потенціальна елементна структура ЦОМ). Після того як результат додавання з'являється на виходах комбінаційних схем формування суми, він звичайно запам'ятовується в окремому тригерному регістрі.

Лит. Каган В. М., Каневский М. М. Цифровые вычислительные машины и системы М., 1976 [Вісник, с. 615-619]. Т. Ф. Слободанюк.

ми переносами. До складу С. н. з послідовними переносами входять тригери (Т), лінії затримки (ЛЗ) та входні (B_i) вентилі (мал. 1). Перший доданок ($x_n x_{n-1} \dots x_2 x_1$, де x_1 — молодший розряд доданка, x_n — найстарший) через B_i (якщо в тактичний імпульс u_i) надходить на лічильні входи тригерів; через час, якого досить, щоб закінчилися перехідні процеси в Т, по тих самих входах надходять другий доданок — $y_n y_{n-1} \dots y_2 y_1$; кожний Т працює як лічильник за mod 2.



1. Схема нагромаджувального суматора з послідовними переносом.

2. Схема нагромаджувального суматора з паралельним переносом.

СУМАТОР НАГРОМАДЖУВАЛЬНИЙ пристрій для підсумовування кодів та для зберігання проміжних і остаточних результатів виконання операцій у ЦОМ. Основою С. н., що працює в системі числення з основою 2, є лічильник імпульсів. Характерною особливістю С. н. є приймання в нього доданків за чергою. Здебільшого використовують двійковий С. н., які будують на базі лічильників за mod 2. С. н. звичайно складають з тригерів (Т) з лічбовими входами і розраховують на паралельне введення розрядів доданка (кількість Т у С. н. визначається розрядністю доданків).

За способом формування переносів розрізняють суматори з послідовними і паралельними

Якщо на якийсь Т надходять дві «1», то виникає імпульс переносу до наступного старшого розряду. Цей перенос затримується на час, необхідний для закінчення перехідних процесів у Т, і надходить на лічильний вхід сусіднього Т. Час підсумовування двох n-розрядних двійкових чисел в С. н. з послідовними переносами в основному визначається часом проходження імпульсу переносу від Т молодшого розряду до Т старшого розряду.

Щоб значно скоротити час підсумовування, використовують ідею паралельного перенесення. В цьому разі імпульс переносу, який виникає під час підсумовування цифр будь-яких розрядів доданків, передається в напрямі старших розрядів, мина-

ючи всі T , що перебувають у стані «1» (мал. 2).

Якщо на шляху імпульсу переносу є T , що перебуває в стані «0», то імпульс переносу переводить його в стан «1» і далі не передається. Ті T , які імпульс переносу проминув, автоматично переводяться в стан «0». У С. п. з паралельним переносом (мал. 2) разом з другим доданком на входи вентилів $B_1^1, B_2^2, \dots, B_{n-1}^{n-1}, B_n^n$ надходить тактичний імпульс u_2 . Цей імпульс проходить через вентиль групи B_n лише в тому разі, якщо на входи вентилів групи B_n у відповідному розряді (напр., у першому) утворився імпульс переносу внаслідок додавання за мод 2 першого й другого доданків. Імпульс переносу, що виник, надходить на B_1 (в даному разі B_1^2) і через лінію затримки — на лінійний вхід сусіднього старшого розряду (на T_2). Лінійні затримки потрібні для того, щоб імпульс надходив у коло переносу після усталення перехідних процесів у T , викликаних надходженням другого доданка. Отже, час, потрібний для підсумовування двох чисел у С. п. в колах паралельного переносу, не залежить від кількості розрядів доданків.

Є різні методи прискорення додавання в паралельних С. п. Щоб виконати макс. кількість підготовчих операцій у старших розрядах суматора до одержання сигналіз переносу з молодших розрядів, будують надпаралельні, паралельно-паралельні суматори та суматори з «миттєвим» переносом. Див. також *Блоки ЦОМ типові, Ланцюг переносу*.

Лит.: Дроздов Е. А., Прохоров В. Н., Пятибратов А. П. Основы вычислительной техники М., 1964 (Бібліогр. с. 462); Карага М. А. Арифметика цифровых машин. М., 1969 (Бібліогр. с. 559-575).

Т. Ф. Слободяник.

СУМАТОР ОБОРОТНИЙ — див. *Оборотні елементи й моделі*.

СУМАТОР ОДНОРОЗЯДНИЙ — пристрій, що забезпечує підсумовування цифр одного розряду двох двійкових доданків і перенесення з попереднього молодшого розряду та формування переносу в старший розряд. У зображеному умовно на мал. двійковому С. о. (ОС) три входи: A_n — n -й розряд першого доданка, B_n — n -й розряд другого доданка, Z_{n-1} — перенос з молодшого ($n-1$)-го розряду і два виходи: C_n — сума за модулем 2; Z_n — перенос у старший ($n+1$)-й розряд. Роботу С. о. можна вивизначити з таблиці, що безпосередньо виписує в правил додавання в двійковій системі числення (див. далі).

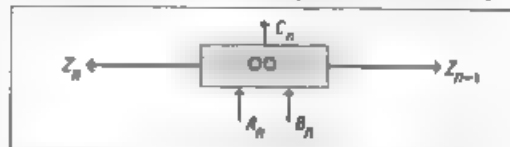
Величини C_n і Z_n в термінальних функціях, що залежать від трьох аргументів (A_n, B_n, Z_{n-1}). Відповідно до табл. функції C_n і Z_n можна записати в канонічній формі:

$$C_n = \bar{A}_n \bar{B}_n Z_{n-1} + \bar{A}_n B_n \bar{Z}_{n-1} + A_n \bar{B}_n \bar{Z}_{n-1} + A_n B_n Z_{n-1};$$

$$Z_n = \bar{A}_n B_n Z_{n-1} + A_n \bar{B}_n Z_{n-1} + A_n B_n \bar{Z}_{n-1} + A_n \bar{B}_n \bar{Z}_{n-1}.$$

Користуючись наведеними рівняннями, з логіч. елементів («І», «АБО», «НЕ») можна побудувати пристрій, що реалізує функції двійкового С. о. Перетворюючи й спрощуючи різніми способами ці рівняння, можна створювати найоптимальніші схеми з мінімальною кількістю елементів.

Залежно від принципу побудови схеми розрізняють С. о. комбінаційні (найчастіше їх використовують для побудови обчисл. машин), нагромаджувальні й амплітудні. *Суматори комбінаційні* (в яких цифра доданків і пере-



Функціональна схема однорозрядного двійкового суматора

Вхідні величини (аргументи)			Вихідні величини (функції)	
A_n	B_n	Z_{n-1}	C_n	Z_n
0	0	0	0	0
0	0	1	1	0
0	1	0	1	0
0	1	1	0	1
1	0	0	0	1
1	0	1	1	1
1	1	0	0	1
1	1	1	1	1

нося одночасно надходять на входи суматорів) будують значущий на потенціальних елементах. Основою нагромаджувального С. о. є лінійний імпульс, що веде лічбу за модулем K , де K — основа прийнятої системи числення. Основою С. о. амплітудного типу є пристрій для додавання амплітуд струмів, напруг та інших фіз. величин, що періодично змінюються. Див. також *Блоки ЦОМ типові*. Лит.: Кардес М. А. Арифметика цифровых машин. М., 1969 (Бібліогр. с. 559-575).

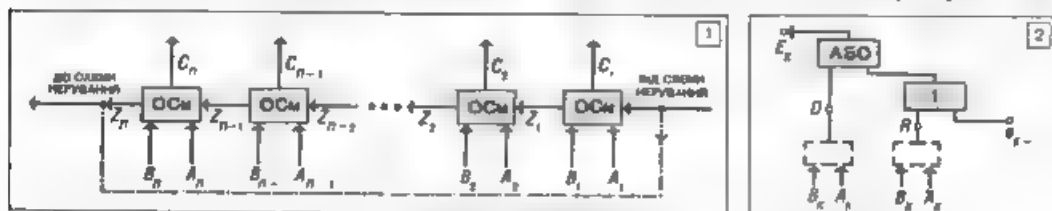
Т. Ф. Слободяник.

СУМАТОР ПАРАЛЕЛЬНИЙ — пристрій, що забезпечує паралельне (одночасне) підсумовування всіх розрядів доданків. С. п. (мал. 1) складається з n послідовно зв'язаних суматорів однорозрядних (ОСм), де n — кількість розрядів у додаванні числах, Z_1 — молодший розряд суматора, Z_n — старший розряд суматора. Приклад дії С. п. такий. На входи суматора $A_1 \rightarrow A_n$ надходить перший доданок, через один такт на входи $B_1 \rightarrow B_n$ надходить другий доданок і відбувається одночасне підсумовування усіх розрядів. В результаті підсумовування в кожному розряді виникає (або не виникає — залежно від підсумовуваних кодів) перенесення одиниці у старший сусідній розряд; після цього переноси підсумовуються із зваженою раніше сумою за мод 2 двох доданків. У С. п. утворення сигналів переносу виконується послі-

довно розряд за розрядом: цифру «1» переносу з якогось розряду в наступний не можна одержати раніше, ніж стане відомим перенос з попереднього (молодшого) розряду в даний розряд. Отже, час підсумовування в С. п. залежно мірою залежить від часу реалізації переносу від молодшого розряду суматора до старшого.

В С. п. застосовують різні логічні й тех. засоби прискорення реалізації переносів. Один з них — зменшення кількості проміжних ступенів на шляху проходження імпуль-

розрядного суматора, додаються, в результаті підсумовування формуються сума за модулем 2 (C_1) і перенос до наступного (в цьому разі — другого) розряду — Z_1 . Через один такт після подання A_2 та B_1 на вхід однорозрядного суматора надходять другі розряди доданків — A_2 та B_2 і затриманий на один такт сигнал Z_1 . Тепер уже підсумовуються три доданки, і в результаті підсумовування формуються сигнали C_2 та Z_2 . Потім на вхід однорозрядного суматора надходять A_3 , B_3 і Z_2 і т. д. Таким чином, цикл порозрядного підсумовування по-



1. Функціональна схема паралельного суматора.
2. Схема формування переносу в паралельному суматорі.

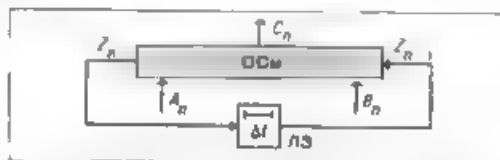
су переносу. Для двійкового суматора, побудованого з елементів «І», «АБО» й «НЕ», оптимальною в цьому розумінні є схема на мал. 2. Сигнал переносу проходить два ступені («І» — «АБО»); на решту входів цих ступенів подаються перемикальні фізії D і R , що залежать тільки від цифр у доданках даного розряду (A і B), а не від переносу в цей розряд. Значення D і R впливає безпосередньо в перетворення канонічної форми фізії E (переносу) $E = \overline{A}B + A\overline{B} + \overline{A}\overline{B} + AB$ до вигляду $E = (\overline{A}B + A\overline{B}) + \overline{A}\overline{B} + AB$, звідки $R = \overline{A}B + A\overline{B}$; $D = \overline{A}\overline{B} + AB$. Ці фізії можна сформулювати одночасно по всіх розрядах суматора після того, як у регістрі буде прийнято доданки. Це прискорить перенесення в усіх розрядах.

Апаратні витрати в С. п., грубо кажучи, в n разів більші, ніж у суматорі послідовному, але швидкість роботи С. п. значно вища за швидкість роботи послідовного суматора з аналогічними частотними характеристиками елементів і меншою мірою залежить від довжини оброблюваних модів.

С. п. застосовують у тих випадках, коли вимога високої продуктивності обчисл. машини важливіша за вимогу мінімуму обладнання. Див. також *Власки ЦОМ типові*.

Лит. Карцев М. А. Арифметика цифрових машин. М., 1969 [Бібліогр. с. 559—575]; Гаурілов Ю. В., Пучко А. Н. Арифметические устройства быстродействующих ЭЦВМ. М., 1970 [Бібліогр. с. 275—277]. Т. Ф. Сабоданюк.

СУМАТОР ПОСЛІДОВНИЙ пристрій, який забезпечує послідовне (порозрядне) підсумовування доданків. С. п. (мал.) складається з одного двійкового суматора однорозрядного (ОСм) та ліві затримки (ЛЗ). Підсумовування С. п. здійснює порозрядно, починаючи з молодшого розряду доданків, щоб забезпечити можливі переноси в подальші, старші розряди. Так, перші (молодші) розряди доданків A_1 та B_1 надходять на вхід од-



Функціональна схема послідовного суматора.

вторюється n разів (де n — розрядність доданків). Якщо виникає перенос Z_n — при додаванні старших n розрядів і якщо при цьому розрядна сітка не переповнена, Z_n додається до молодшого розряду одержаної суми, тобто знову додаються два n -розрядні доданки (попередньо одержана сума і перенос, який утворився в результаті підсумовування старших розрядів A_n , B_n та Z_{n-1}). Таким чином, цикл підсумовування повторюється $2n$ разів. У цифрових обчисл. машинах послідовної дії (тобто в тих машинах, де використовується С. п.) у пристрої керування, як правило, передбачають кола прискорювання підсумовування в С. п. Щоб уникнути додаткового циклу проходження всіх розрядів числа при циклічному перенесенні зі старшого розряду до молодшого, треба, щоб доданки були представлені в додатковому (звичайному чи модифікованому) коді.

Ось достоїнство С. п. — малі витрати апаратури; вада — мала швидкість. Див. також *Власки ЦОМ типові*, *Суматор паралельний*. Лит. Карцев М. А. Арифметика цифрових машин. М., 1969 [Бібліогр. с. 559—575]; Гаурілов Ю. В., Пучко А. Н. Арифметические устройства быстродействующих ЭЦВМ. М., 1970 [Бібліогр. с. 275—277]. Т. Ф. Сабоданюк.

СУМІЩЕННЯ ОПЕРАЦІЙ У МАШИНІ — одночасне виконання дій, заданих операторами програми, на функціонально різних пристроях машини. Ступінь С. о. у м. характеризує ефективну продуктивність обчисл. машини і є одним з осн. показників розвинутос-

ті її логіч. структури. С. о. у м. скорочує час розв'язування задачі, бо зменшуються простоти устаткування ОМ з чеканням сигналу про виконання попередньої операції. Розрізняють 3 види С. о. у м. 1) Суміщення роботи пристроїв, що переробляють дані — операційних пристроїв (ОП) — з роботою пристроїв, що переробляють програми — пристроїв керування (ПК), зокрема, в роботі щодо: а) підготовки команд програми до виконання (тобто виклик команди, розшифровування коді операцій, виклик при потребі операндів тощо), б) проведення обміну між ступенями ієрархічної пам'яті та в) проведення одночасних звертань до поділеної на блоки оперативної пам'яті. 2) Суміщення ОП і (або) ПК з роботою пристроїв зв'язку з зовн. пам'яттю (на стрічці магнітній, барабані магнітному, диску магнітному) й пристроями введення — виведення. 3) Суміщення роботи окремих частин ОП (напр., частин ОП для обчислень у режимах з фіксованою комою, з плаваючою комою або десяткової арифметики чи частин ОП, що виконують окремі арифм. і логічні операції — додавання, множення, ділення, обчислення *булевих функцій* від двох змінних тощо).

Спочатку ОМ був властивий найпростіший вид суміщення (1, а). Відсутнього скорочення часу розв'язування задачі домогалися, лише суміщуючи операції, порівняючи за часом підготовки операцій та виконання їх, а наявність операцій введення — виведення (сплидка підготовка й повільне виконання) приводило до значних простот устаткування ОП і ПК в чеканні на сигнал про виконання цих операцій. Поява в обчисл. машини системи переривання дала змогу запровадити суміщення операцій іншого виду. При цьому центр. ПК (ЦПК), розшифровував наступну команду, переривав свою роботу, якщо наступна команда — звертання до зовн. пристрою. Й передає керування місцевому ПК, а ОК і ЦПК продовжують працювати за програмою в одних обмеженнях: дальші звертання до зовн. пристроїв мають бути заблоковані до закінчення поточного звертання. При зіткненні з таким додатковим звертанням робота за програмою припиняється. Система переривань забезпечує ще один вид суміщення операцій (1, б) — для ієрархічної багатоступеневий пам'яті, наявність якої характерна для сучасних ОМ.

У машинах 3-го покоління (для *Цифрових обчислювальних машин*) суміщення роботи ОК і ЦПК розвинулося далі після того, як феритовий оперативний ЗП було поділено на незалежні блоки, і це дало змогу провадити С. о. у м. за видом (1, в), тобто починаючи звертання до будь-якого з блоків ще до закінчення звертань до ін. блоків. Таке суміщення забезпечується тим, що нумерація фіз. адрес у блоках чергується, тобто кожному з адресам, значення яких відрізняються на 1, містяться у різних блоках (напр., коли є два незалежні блоки, один з них містить коментарі лише з парними адресами, а другий — з непар-

ними). Третій вид суміщення характерний для обчисл. машин з ОП, що складаються з набору функціонально спеціалізованих обчисл. блоків. ОП зв'язаний з поділеною на блоки феритовою пам'яттю, в якій зберігаються початкові дані та проміжні результати операцій, що перебувають на різних стадіях виконання. Обчисл. блоки працюють незалежно один від одного й від ЦПК, який забезпечує їх неперервним потоком операндів. Машиною з суміщенням операцій за 3-м видом є, напр., обчисл. машина «CDC-7600», в якій у складі центр. процесора є 9 функціонально незалежних обчисл. блоків — множення, ділення, доповнення та інші.

Як правило, ОМ, в якій суміщення операцій розвинуте достатньо (наприклад, 3-й вид суміщення), має й простіші види суміщень (суміщення підготовки й виконання команд, роботи ПК та обміну з зовн. пристроями тощо).

А. О. Януба
СУПЕРАІЗОР — частина керуючої програми операційної системи, яка реалізує введення і виведення інформації, обмін з зовнішніми накопичувачами та інші функції, які є, як правило, функціями безпосереднього керування устаткуванням ЦОМ. Див. *Операційна система*.

СХЕМА ВЕНТИЛЬНА — 1) У теорії релейно-контактних схем — схема, побудована з вентилю. Вентилем наз. пристрій, що пропускає струм тільки в одному напрямі. Фіз. елементом, який виконує таку функцію, може бути, напр., напівпровідниковий діод. Умовне зображення вентиля дано на мал. 1, де стрілка вказує напрям проходження струму. У С. в. існує провідність з полюса α до полюса β тоді і тільки тоді, коли існує шлях, що починається з α і закінчується β , при цьому перехід від α до β є напрям дійсності в напрямі стрілки. Напр., у схемі на мал. 2 між полюсами 1 і 2 в провідності, з між 1 і 3 — провідності немає.



1. Умовне позначення вентиля
2. Вентильна схема

2) В обчислювальній техніці — схема, побудована з елементів, що реалізують кон'юнкцію. Елемент, що реалізує логічну функцію кон'юнкції в цьому разі наз. вентиляем.

Див. Нечипорук З. И. У синтезі вентилях схем «Проблеми кібернетики», 1963, в. 9.

М. І. Кратко Г. Г. Печула
СХЕМА КОНТАКТНА — схема релейно-контактна, яка містить тільки самі контакти і не містить ні зовнішніх елементів (ручних чи автоматичних перемикачів, кнопок микання тощо), ні обмоток реле. Умовно, за яких таке схема видає значення «0» або «1» на виходах, можна описати системою ф-х *алгебри логіки* — для кожної пари «вхід-

ний полюс — вихідний полюс» за однією ф-лою. А саме: для певної пари полюсів треба розглянути всі шляхи (але без циклів), що ведуть від однієї вершини до другої, і для кожного шляху взяти кон'юнкцію всіх букв на цьому шляху, а потім узяти дис'юнкцію всіх таких кон'юнкцій. Напр., для полюсів (a, b) схема, поданої на мал., одержують таку ф-лу:

$$x_1 \cdot \bar{x}_2 \vee \bar{x}_1 \cdot x_2 \vee x_1 \cdot x_2 \cdot \bar{x}_3 \vee \bar{x}_1 \cdot \bar{x}_2 \cdot x_3.$$

Вважають, що всі однакові букви у С. к. одночасно набувають одного й того самого



Мостова контактна схема

значення (або «0», або «1»), і при цьому, якщо $x_1 = 1$, то $\bar{x}_1 = 0$, і, навпаки, якщо $x_1 = 0$, то $\bar{x}_1 = 1$. З кожною ф-лою алгебри логіки P , побудованою за допомогою операцій $\cdot, \vee, -$, можна зіставити С. к. з одним вхідним і з одним вихідним полюсами, в якій значення виходу дорівнює «1» тоді (і тільки тоді), коли P істинна. За заданою формулою P цю С. к. можна побудувати так. З кожною буквою з формули P зіставляють замкнутий контакт з схеми, а буквою з формули P — розмикаючий контакт з схеми. З кон'юнкцією підформули формули P зіставляють послідовне з'єднання підсхем, які їм відповідають, з дис'юнкцією — паралельне з'єднання. Одержана таким способом схема матиме вигляд паралельно-послідовного з'єднання контактів (П-схеми). Вона містить стільки контактів, скільки в букв у формулі P , і, отже, мінім. формулам алгебри логіки відповідають П-схеми з мінімальною кількістю контактів. Але класом П-схем не вичерпуються всі С. к. На мал. подано т. з. мостову схему (Н-схему). Такої прямої відповідності між Н-схемами і формулами алгебри логіки, як для П-схем, немає. У зв'язку з цим методи синтезу Н-схем складніші, ніж методи синтезу П-схем, але Н-схеми економічніші (для них потрібна менша кількість контактів), ніж П-схеми. Див. також Релейно-контактні схеми теорія.

Лит.: Яблонский С. В. Функциональные построения в л-значной логике. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1958, т. 51. М. І. Кратко.

СХЕМА КОНТАКТНА БЕЗПОВТОРНА

схеми контактна, у якої немає збіжних контактів. С. к. б. — найекономічніша контактна схема. Вона реалізує функцію алгебри логіки від л-значних і містить усього л контактів. Встановлено, що лише деякі функції алгебри логіки допускають реалізацію безповторними контактними схемами.

Лит.: Трахтеброт Б. А. К теории безповторных контактных схем. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1958, т. 51.

СХЕМА КОНТАКТНА ПЛОСКА — схема контактна, граф якої є плоским графом. СХЕМА КОНТАКТНО-ВЕНТИЛЬНА — схема, побудована з контактів реле та вентилів. Застосування вентилів у схемах контактних дає змогу зменшити кількість контактів, знизити її на кожному реле до двох (одного замикаючого і одного розмикаючого). Див. також Схеми вентильні.

СХЕМА ПОРІВНЮВАННЯ — елемент, вузол чи пристрій для реалізації операції порівнювання двох величин і одержання різницевого сигналу. Використовують їх в об-



Схеми порівнювання.

числ. пристроях, регуляторах, вимірювальних приладах, перетворювачах форми інформації, стабілізаторах та ін. автомат. пристроях. Розрізняють С. п. для порівнювання дискретних величин (кодів) і аналогових (фіз.) величин. За одну з порівнюваних величин беруть відоме число, задане значенням установлення (норми), рівень опорного сигналу, еталонну величину тощо; за другу — поточне значення обчислюваного результату, контрольований параметр, вимірювану, перетворену чи стабілізовану величину. У С. п. є два входи для порівнюваних величин і вихід для різницевого сигналу (мал.). Вихідний сигнал С. п. може фіксувати знак різниці між порівнюваними величинами або знак і абсолютне значення різниці. В першому випадку число станів вихідного сигналу С. п. дорівнює двом, а в другому — воно виражене багатозначним кодом у якійсь системі числення. Різницевий сигнал — це відхилення контрольованого параметра від норми, величина нев'язки чи розузгодження, помилка регулювання тощо. Осн. показниками роботи С. п. є її швидкодія і точність. Схеми для порівнювання кодів являють собою пристрої типу суматорів ЕЦОМ, для порівнювання аналогових величин — типу нуль-органів, компараторів чи порогових схем.

А. І. Нондаль.

СХЕМА РЕЛЕЙНО-КОНТАКТНА —

1) Електрична схема, що складається із з'єднаних певним способом обмоток електромагнітних реле та їхніх контактів, а іноді й контактів ручних чи автоматичних перемикачів, кнопок тощо. Такі схеми широко застосовують у різних пристроях автоматики і телемеханіки, у схемах автомат. телефонії тощо 2) Графічне зображення зазначеної вище електричної схеми. Це зображення має вигляд графа, кожному ребру якого відповідає одна (і тільки одна) буква x_i, \bar{x}_i або X_i ($i = 1, 2, \dots, n$). Різним ребрам можуть відповідати однакові букви. Усі ребра позначені буквами з одним

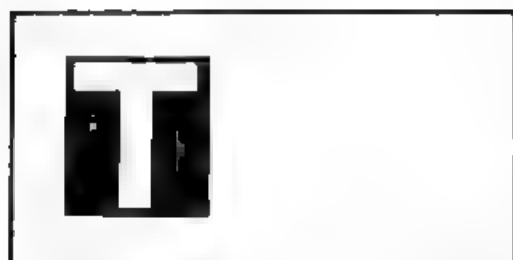
і тим самим індексом, вважаються за частини одного й того самого реле. Ребро з буквою X_i наз. обмоткою i -го реле, а з буквою x_i або \bar{x}_i — його контактом, точніше — замикаючим контактом, якщо ребру відповідає буква x_i і розмикаючим — якщо \bar{x}_i . Будь-яка обмотка реле і будь-який контакт С. р.-к. можуть перебувати або в стані «вимкнено» («0»), або в стані «вмикнено» («1»). Якщо хоча б одна обмотка цього реле перебуває в стані «1», то всі його замикаючі контакти перебувають у стані «1», а всі розмикаючі — в стані «0». І, навпаки, якщо всі обмотки даного реле перебувають у стані «0», то всі його замикаючі контакти перебувають у стані «0», а розмикаючі — в стані «1». Стан С. р.-к. — це сукупність станів усіх її елементів. Кажуть, що в певному стані С. р.-к. між її вершинами α та β існує замкнений шлях, якщо в графі існує шлях між вершинами α та β і всі контакти, що належать цьому шляхові, перебувають у стані «1». Обмотка реле X переходить у стан «1» і перебуває в ньому доти, поки між якоюсь парою вершин, до яких відімкнено джерело напруги, існує замкнений шлях, до якого входить і X . Як правило, в С. р.-к. є т. н. зовнішні елементи — ручні або автомат. перемикачі, кнопки змикання та ім. Вважають, що їх встановлює в стан «0» або «1» людина, або пристрій, зовнішній щодо цієї С. р.-к. У С. р.-к. виділяють і певну множину полюсів, що їх наз. вхідними й вихідними полюсами. У певному стані С. р.-к. для певних вхідного і вихідного полюсів значення виходу дорівнює «1», якщо між цією парою полюсів

існує хоча б один замкнений шлях; значення виходу дорівнює «0», якщо між цією парою полюсів немає жодного замкненого шляху. Введення таким способом абстракції поняття С. р.-к. досить повно відображує багато (хоч і не всі) характерних особливостей реальних електросхем, побудованих за основі електромех. реле. Див. також *Релейно-контактні схеми теорія*.

Лит.: Ябловський С. В. Функціональне построєння в λ -значній логіці. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1958, т. 51. М., І. Кратко.

СХОЖОСТІ КРИТЕРІЇ — величини, які використовують у розпізнаванні образів як кількісну характеристику міри схожості чи близькості двох сигналів, зокрема, розпізнаваного й еталонного. Один із способів впровадження С. к. на основі статистичних міркувань полягає в тому, що за С. к. сигналу x_2 з іншим сигналом x_1 беруть величину, монотонно залежну від імовірності появи *завади*, яка перетворює сигнал x_2 на x_1 . У цьому разі відшукування *еталона*, який має найбільший С. к. з розпізнаваним сигналом, рівнозначне розв'язанню статистичної задачі розпізнавання (див. *Статистичні методи розпізнавання*). Якщо припущення про *розподіл імовірностей* завад є адекватним реальній дійсності, то розв'язання такої задачі може до мінімізації імовірності помилки. Інколи С. к. впроваджують з тих чи інших евристичних міркувань, які відображують уявлення дослідника про потрібну класифікацію сигналів. Ця класифікація не обов'язково задовольняє вимогу мінім. імовірності помилки.

В. А. Ковалевський.



ТАБУЛЮВАННЯ ФУНКЦІЙ — складання таблиць для функцій. Таблиці ф-цій є важливим допоміжним засобом при різних розрахунках у математиці, фізиці, хімії, астрономії, техніці тощо. Складали й застосовували їх ще в давню давнину, складають і тепер.

Нехай F — якийсь компактне (див. *Простір абстрактний*) сімейство дійсних (або комплексних) ф-цій $f(x)$, визначених на якійсь множині G , Φ — метричне розширення простору F , тобто такий простір, який має F своєю підмножиною і має на ньому тотожну метрику.

Таблицею $T_x^\Phi(f)$ ф-ції $f(x) \in F$, яка відновлює $f(x)$ з точністю до ε за допомогою якоїсь ф-ції $\varphi(x) \in \Phi$, нає. упорядкований набір $V = (v_1, v_2, \dots, v_p)$ чисел якоїсь множини ω і алгоритм $\Gamma(V)$ (правило), який наборові V ставить у відповідність якусь ф-цію $\varphi(x) \in \Phi$, таку, що $\rho_\Phi(\varphi(x), f(x)) \leq \varepsilon$, де $\rho_\Phi(\varphi(x), f(x))$ — відстань між $\varphi(x)$ і $f(x)$ у розуміній метриці простору Φ . Числа v_1, v_2, \dots, v_p нає. параметрами таблиці $T_x^\Phi(f)$, а $\Gamma(V)$ — розшифровувальним алгоритмом. $\Gamma(V)$ можна розглядати як відображення множини ω у простір Φ , таке, що $\Gamma(\omega)$ утворює в Φ ε -сітку для F . Найпростішим класом алгоритмів $\Gamma(V)$ є дійсні многочлени $P_x^k(V)$ від p змінних величин v_1, v_2, \dots, v_p (степені яких не вище за $k > 0$ по кожній зі змінних величин і коеф. яких довільно залежать від $x \in G$) такі, що для будь-якої ф-ції $f(x) \in F$ можна вказати такий набір значень параметрів v_1, v_2, \dots, v_p , що при будь-якому $x \in G$

$$|f(x) - P_x^k(V)| \leq \varepsilon.$$

При T ф. важливою задачею є оцінка значу «складності» таблиць для елементів $a \in F$ на підставі заг. властивостей простору F . Складність таблиці характеризується, по-перше, її обсягом (заг. кількість двійкових розрядів, необхідних для запису всіх параметрів таблиці), а по-друге, складністю алгоритму, що розшифровує таблицю (в розглядуваному окремому випадку — величиною чисел p і k). Для деяких підпросторів аналітичних ф-цій показано, що, коли $T_x^\Phi(f)$ — деяка таблиця, що відновлює ф-цію $f \in F$ з точністю до ε , то відповідні числа p, k та ε повинні задовольняти нерівності

$$p \left(\log \frac{k+1}{\varepsilon} \right) > A(F) H_\varepsilon(F),$$

де $A(F) > 0$ — деяка константа, що не залежить від p і k , $H_\varepsilon(F)$ — абсолютна ε -ентропія простору F : $H_\varepsilon(F) = \log N_\varepsilon(F)$, де $N_\varepsilon(F)$ — кількість елементів покриття найекономішнього (тобто такого, що складається з найменшого числа множин) 2ε -покриття. Систему підмножин $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ простору

F , діаметр яких не перевищує 2ε : $\sum_{k=1}^n \alpha_k = F$

нає. 2ε -покриттям, а підмножини $\{\alpha_k\}$ — елементами покриття. У разі, коли вдається обчислити α_k член ε -ентропії простору F , можна навести точнішу нерівність

$$p \log \left(\frac{k+1}{\varepsilon} \right) > H_\varepsilon(F) - o(H_\varepsilon(F)),$$

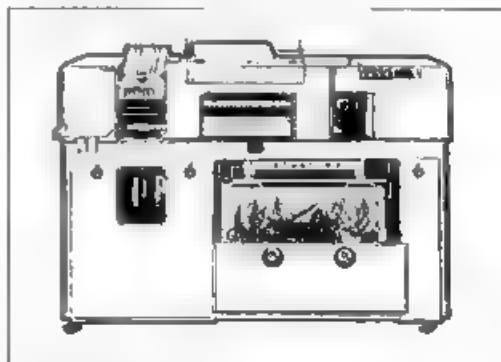
яку задовольняють p, k та ε . З другого боку, доведено існування таких методів складання таблиці $T_x^\Phi(f)$, $f \in F$, для яких

$$p \log \left(\frac{k+1}{\varepsilon} \right) \leq B(F) H_\varepsilon(F),$$

де $B(F)$ — якась додатна константа. До таких методів складання таблиць належить, напр., метод, заснований на запам'ятовуванні коеф. відліку ряду Тейлора ф-ції. Крім наведених оцінок, одержано ще й нерівності, які дають оцінку складності таблиць і для елементів деяких інших функціональних просторів. Літ.: Ват у ш к и н А. Г. Оцінка складності зашиф. табулювання. М., 1959 [616]стр. с. 221.

А. І. Березинський.

ТАБУЛЯТОР — електромеханічна лічильно-перфорційна обчисл. машина, призначена для автоматичної обробки інформації, напосеної у вигляді пробивок на перфорційні картки, й видавання результатів обчислень на паперову стрічку або спец. бланки. Най-



Табулятор ТА 80-1.

ефективніше T . виконує дії додавання й віднімання. Множення машина здійснює методом послідовного багаторазового додавання, а ділення — методом багаторазового віднімання. Складання документів певної форми й керування роботою окремих пристроїв T . прова-

диться автоматично відповідно до заздалегідь складеної програми, яку набирають на комутатійній панелі. В СРСР випускають Т. моделей Т-5М, Т-5МУ, Т-5МВ і ТА80-1 (мал.). Перші три моделі призначено для обробки цифрової, а остання — алфавітно-цифрової інформації. В конструкції машин, за винятком моделі ТА80-1, передбачено можливість заміни 80-колонкових сприймальних щіткових блоків 45-колонковими і навпаки. Це дає змогу сприймати інформацію з 45- і 80-колонкових перфокарт. Усі моделі Т. можуть працювати сумісно з перфоаторами — підсумовувачами, ачитувальними та репродуційними, а моделі Т-5МУ, Т-5МВ і ТА80-1, крім цього, — з електронними обчислювальними й мнотимовими приставками (ЕОП та ЕМП), які дають змогу з більшою продуктивністю виконувати операції множення та ділення чисел. Т. входять до комплексу перфоративних обчислювальних машин з с. осн технологічних обладнання машинозчитувальних станцій. Т. використовують і в обчислювальних центрах як допоміжне обладнання для обробки невеликих масивів інформації, які не потребують виконання логічних операцій. С. Л. Кучетов.

ТАЙПОТРОН — електроннопроменева трубка для відображення інформації, яка призначена для записування інформації на зовнішніх носіях запису інформації (напр., на спеціальному папері) і забезпечує реєстрацію даних.

ТАКТ — 1) інтервал часу між двома виробленими пристроєм керування ЦОМ керуючими сигналами, що являють одиницею в кожній Т. керуючий сигнал надходить на одну або кілька керуючих шин і забезпечує щм виконання однієї або водночас кількох мікрооперацій. Т. є частиною циклу виконання машиною певної команди. 2) В теорії цифрових автоматів Т. визначається як відрізок часу між двома послдовними моментами дискретного автоматного часу. 3) інтервал часу між найближчими сигналами записування й опитування в магнітних і магнітно-напівпровідникових елементах ЦОМ. Л. О. Коршун.

ТАКТОВА ЧАСТОТА — 1) частота надходження вироблених пристроєм керування ЦОМ керуючих сигналів, що забезпечують у кожній такті виконання мікрооперацій у цифровій обчислювальній машині. В с. н. х. р. о. н. х. ЦОМ керуючі сигнали виробляє спец. синхронізуючий генератор, що входить до складу пристрою керування й працює з постійною Т. ч. В а. с. н. х. р. о. н. х. ЦОМ Т. ч. в загальному випадку не є постійною. 2) частота надходження сигналів записування й опитування в магнітних і магнітно-напівпровідникових елементах ЦОМ. Л. О. Коршун.

ТВІСТОР — запам'ятовувальний елемент, що являє собою відрізок дроту з магнітною поверхнею, легке намагнічування якого спрямовується по гвинтовій лінії, та з керуючою обмоткою навколо дроту. Стійкий стан намагніченості в одному з двох напрямів

по гвинтовій лінії, які відповідають запасові «1» або «0», створюється діянням двох полів, які виникають при проходженні імпульсу струму по дротові (розрядній шині) і обмотці (числовій шині). Інформацію зчитує аналізуюче коло під час проходження імпульсу струму по числовій шині. При цьому сигнал зчитування знімається з розрядної шини. Напряж легкого намагнічування завдяки гвинтовій лінії утворюється або попереднім скручуванням дроту в магнітострикційного матеріалу (тобто створенням гвинтоподібних мех. напружень), або навіванням на дрот стрічки з анізотропного магн. матеріалу по спіралі під кутом 45°. Для керування Т. необхідний струм величиною 1–2 а. При цьому вихідний сигнал становить одиниці мілівольтів. В запам'ятовувальній пристрої, в яких використовують Т. з циклом 1–10 мсек.

Лит. Кудязов Л. П. Выстроительные ферромагнитные запоминающие устройства М. 1964 [бібліогр. с. 349–371]. Парлиж В. В. Магнитные элементы цифровых вычислительных машин. М. 1967 [бібліогр. с. 438–451]. Ф. Н. Зиков.

ТЕЗАУРУС — словник, який відображує семантичні зв'язки між словами чи іншими смисловими елементами певної мови. Традиційний Т. складається з двох частин: списку слів і статей словосполук, агрегованих за словосполук (або тематич.) рубриками, і «ключів» — алфавітного словника, де для кожного слова визначено відповідні рубрики. Цим визначаються семантичні відношення: слово Х входить до заг. рубрики зі словом У, і слово Х входить до рубрики У.

У Т. має інформаційно-пошукові зв'язки: ширший клас семантичних відношень: родо-видові, частинні—ціле, синонімія, антонімія, мнотачинні відношення та ін. Під семантичними відношеннями розуміють релевантні для цієї мови відношення, що не мають (на відміну від граматичних) явного формального виразу в цій мові. В Т. можуть виражатися різні типи семантичних відношень в різному ступені диференційованості їхніх типів. У багатьох Т. відношення змд — рід, частинні ціле тощо об'єднуються в одне відношення підрядності. Положення слова в Т. характеризує його смисл у мові. Напр., коли знаємо смислові рубрики, до яких входить слово в традиційному загальному мовному Т., то це дає змогу судити про смисл слова. Т. застосовують для встановлення семантичної відповідності запити й документів при автоматичному пошуку інформації та під час розв'язування ін. проблем, що стосуються семантичного аналізу текстів. У цьому разі Т. можна інтерпретувати не лише як систему відомостей про семантичні відношення в самій мові, а й як систему укалень про позамовні об'єкти.

Якщо трактують Т. як приймач семантичної інформації ширше, до нього включають і складні висловлювання та їхні семантичні зв'язки. Краще розвинутий Т. здатний сприймати складнішу інформацію. Обсяг інформації, яку Т. добув із певного повідомлення, ха-

рактично характеризується ступенем змінювання його під дією цього повідомлення. Ця величина характеризує і повноту інформації, що надійшла, і здатність Т. «розуміти» її. Можна говорити про Т. колективну, що характеризує інформаційну спільність (рівень взаєморозуміння) цього колективу, про Т., який характеризує рівень опису системи знань певної науки тощо. Тип Т. визначається запасом і складністю будови смислових одиниць і смислових відношень. Традиційні загальноімовні Т. існують для англ., франц. та ісп. мов. Їх ряд Т., складених спеціально для інформаційно-пошукових систем. До Т. дуже близькі одномовні словники, що задають вирази осн. семантичних параметрів кожного слова.

Лит. Арапов М. В. Некоторые принципы построения словаря типа «тезаурус». «Научно-технические информационные», 1964, № 1. Шрейдер Ю. А. Об одной модели семантической теории информации. «Проблемы кибернетики», 1965, в. 13, Микхалевский Р. С. Основы информатики. М. 1968 [библ. стр. с. 728—736]. Алесанни Ю. Д., Жотновский А. К., Мельчун Н. А. О системе семантического синтеза. «Научно-техническая информация. Серия 2», 1968, № 11. Добровольский Г. М. «Прогнозирование науки и техники», М., 1969 [б. библиогр. с. 194—206]. Варга Д. Методика подготовки информационных тезаурусов. В кн. «Сборник переводов по вопросам информационной теории и практики», № 17, М., 1971 [библиогр. с. 101—104]. Ю. А. Шрейдер.

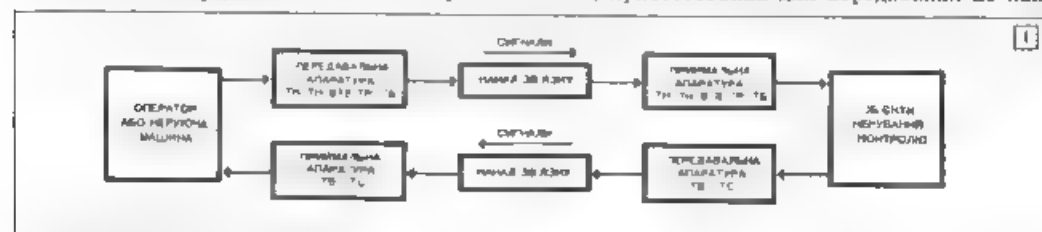
ТЕЛЕМЕХАНІКА — галузь науки і техніки, предметом якої є розробка методів і технічних засобів передавання й приймання запланованих або завадозахищених сигналів для дистанційного контролю й керування різними об'єктами. До засобів Т. відносять пристрої телевимірювання (ТВ), телесигналізації (ТС), телекерування (ТК), теленаглядування (ТН), викликання дачіві телевимірювання (ВТВ), телерегулювання (ТР), телеблокування (ТБ) і телемеханічного зв'язку автоматів (ТЗА). Залежно від напрямку передавання інформації (сигналу) засоби Т. поділяють на три групи: контролюючі (ТВ і ТС), в яких сигнали передаються від об'єктів контролю; керуючі (ТК, ТН, ВТВ, ТР і ТБ), в яких сигнали передаються до об'єктів керування; двосторонньої дії (ТЗА), в яких сигнали можна передавати в обох напрямках.

Навантаження в різних точках енергосистеми, витрат електр. енергії, газу й води, положення в просторі та ін.), а пристрої ТС — сигнали їхнього стану (режими роботи — ввімкнено й вимкнено, зміни положення щитів і засушок і т. ін.) або сигнали службового призначення (аварійні — про порушення нормального режиму роботи, перевищення допустимих значень параметрів тощо). Пристрої ТК передають на відстань команди керування режимами, станом чи положенням різних об'єктів, а пристрої ТН — сигнали-розпорядження черговому персоналові керування об'єктами. Пристрої ВТВ передають на відстань сигнали керування, за якими виконуються вибір і підключення до окремого каналу зв'язку потрібного дача телевимірювання. Пристрої ТР впливають на настроювання автомат, регуляторів а пристрої ТБ на автомат захисту керування установок. Цим пристроям властиві малі кількості команд і велика швидкість (менше за 0,1 сек.) і підвищена надійність. Пристрої ТЗА забезпечують телемеханічний зв'язок між автоматизованими виробничими установками. В них ділянки на систему задають автоматичні пристрої. Тому вимоги до швидкості та надійності пристроїв ТЗА — підвищені.

Практично виконувани пристрої використовують для здійснювання кількох функцій. Напр., пристрої ТК, як правило, дозволяють пристроями ТС (пристрої ТК — ТС); крім того, в багатьох випадках пристрої ТК — ТС виконують і функції ВТВ і ТР.

До системи Т. входять і канали зв'язку, по яких здійснюється передавання сигналів. У Т., як і в техніці зв'язку, використовують переважно електр. лінії та інші канали зв'язку. Загальну блок-схему системи Т. подано на мал. 1.

До системи ТВ (мал. 2) входить первинний вимірювач (давач) ПВ вимірюваної величини А, передавальний і приймальний перетворювачі, вузол узгоджування і приймальний прилад (ПП). На виході передавального перетворювача утворюється проміжний параметр, а вузол узгоджування перетворює його на сигнал, пристосований для передавання по кана-



1 Блок-схема системи телемеханіки.

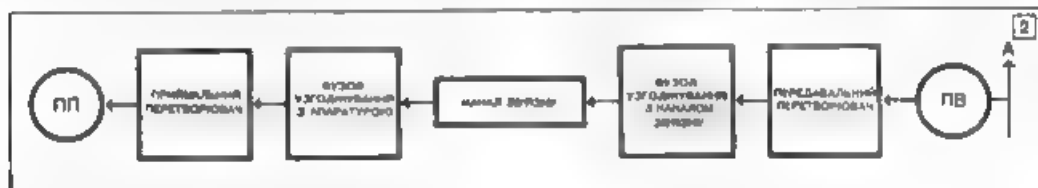
Контроль за роботою об'єктів на відстані (телеконтроль) здійснюється за допомогою пристроїв ТВ і ТС. Пристрої ТВ передають на відстань результати вимірювань осн. параметрів, які характеризують роботу контрольованих об'єктів (напруги й величини струму

зу зв'язку. На приймальному боці відбувається зворотний перетворення.

При побудові керуючих пристроїв Т. і пристроїв ТС застосовують спец. методи вибірного добору (селекції) та кодоутворювання, які забезпечують скорочення потрібної

кількості каналів зв'язку й підвищення надійності керування. Кожному наказові відповідає певна комбінація імпульсів (кодове слово). Ця комбінація утворюється за допомогою кодуючого пристрою, аналізує її декодуючий пристрій.

Технічне виконання систем Т. залежить від особливостей об'єктів керування (з погляду Т.). Ці об'єкти поділяють на зосереджені й розосереджені, двопозиційні й багатопозиційні та об'єкти неперервного керування.



2. Блок-схема системи телекерування

До зосереджених відносять об'єкти, розміщені на окремих виконавчих пунктах (ВП), зв'язаних з диспетчерським пунктом (ДП) радіальними каналами зв'язку; до розосереджених — окремі об'єкти керування або групи їх, розміщені вздовж спільної лінії зв'язку. Звичайно по цій лінії зв'язку здійснюється передавання команд телекерування та сигналу давачів телевимірювання, а також зворотнє передавання сигналів ТС і власне ТВ. Крім того, спільну лінію зв'язку використовують і для диспетчерського телефону зв'язку під час тимчасового вимкнення пристроїв Т.

При значній кількості розосереджених об'єктів система ТК — ТС значно працює за викликом. Спочатку здійснюється виклик даного ВП, а потім послідовно з часі передаються команди телекерування об'єктами та вибору давачів ТВ. Відповідно до цього з даного ВП на ДП передаються сигнали ТС і дані ТВ.

Найбільше — двопозиційні об'єкти керування, вони можуть перебувати в одному з двох станів (позицій) — вимкненому або включеному. Це електр. двигуни на підприємствах, стрілки на залізничному транспорті і т. ін.

Багатопозиційні об'єкти звичайно мають багато фіксованих положень. До таких об'єктів належать, наприклад, штири у водопилювальних ірагаційних систем. Телекерування цими об'єктами здійснюється передаванням відповідної кількості команд на установку в заданій позиції. Оскільки при цьому час встановлення об'єкта керування з нової позиції може бути значним, то на приймальному боці встановлюють *канал'ятовувальний пристрій*, і він контролює відпрацювання команди, після виконання якої передається сигнал ТС.

Ряд об'єктів керування потребує встановлення в будь-якому положенні в заданому діапазоні, наприклад, вузли настрівання різних автомат. регуляторів, керма керування ру-

хомими системами (керовані снаряди, ракети тощо). Керування настріванням автомат. регуляторів провадять неперервним каналом телекерування з передаванням двох команд — «більше» або «менше» і в контролє за допомогою систем ТВ. Неперервне керування установлюванням керма керування здійснюється за співвідношенням параметрів імпульсів, що утворюють сигнали протилежних команд, наприклад, за співвідношенням тривалості імпульсів.

Системи Т. використовують при централізації керування великих виробничих систем, окремі частини яких розміщено на значній площі і зв'язано між собою технологічно (енергосистеми, залізничний транспорт, пром. підприємства, системи зв'язку, комунальне господарство міст, зрошувальні системи і т. ін.).

Для деяких технологічних процесів, особливо тих, що пов'язані з небезпечною вибуху, виділення шкідливих газів або з загрозою застосуванням, телемеханічний контроль і керування застосовують навіть на близькій відстані. Централізований контроль і керування здійснюють оператори з пунктів керування (для малих систем) або черговий диспетчер — з ДП (для великих систем). Застосування засобів Т. при централізації керування не лише прискорює процес одержування інформації або передавання та виконання наказу, а й підносить техніку оперативного керування на новий щабель, забезпечує неперервність контролю та його об'єктивність і незалежність від поведінки чергового персоналу керування об'єктів.

Пристрої Т. широко застосовують для контролю стану рухомих об'єктів і для керування ними. У цьому разі як канали зв'язку для передавання сигналів на відстань використовують радіоканали. Пристрої телевимірювання, застосовувані для цього, наз. пристроями телеметрії.

Широкий розвиток Т. розпочався в 30-х роках 20 ст. Засоби Т. використовували спочатку для керування вуличним освітленням, для вимкнення реклами і сигналізації, а вгодом — для керування установками та рухомими об'єктами. Згодом було розгорнуто науково-дослідницькі й дослідні роботи в галузі промислової Т. Особливо бурхливо почали впроваджувати Т. в наприклад, господарство СРСР після Великої Вітчизняної війни. Всі ДП енергосистем повністю телемеханізовані. Диспетчер за показами пристроїв ТВ і ТС здійснює

неперервний контроль за роботою осей, устаткування, а за допомогою пристроїв ТК може здійснювати необхідні переміщення в енергосистемі, а також запуск великих генераторів на гідроелектростанціях. На залізничному транспорті пристрої ТС застосовують для керування стрілками на станціях, для диспетчерського контролю руху поїздів, керування роз'єднувачами контактної мережі на електрифікованих залізницях, тяговими підстанціями та різними пристроями. У нафтодобувній промисловості вонад половину нафти добувають в телемеханізованих свердловинах.

Засоби Т. широко застосовують і в гірничодобувній промисловості, на великих пром. комбінатах, на трубопроводах, в ірригації та в ін. галузях нар. г-ва. Все це дає великий економ. ефект, а капіталовкладення на телемеханізацію окупаються за 1,5—4 роки. Обсяг впроваджених тех. засобів Т. зростає в нашій країні більш як у 10 разів за кожне десятиріччя.

Величезну роль відіграє Т. і в освоєнні космосу. Застосування новітніх досягнень вітчизняної автоматки й Т. стало однією з найважливіших умов успішного запуску в Радянському Союзі штучних супутників Землі, кораблів-супутників з людиною на борту, автомат. міжпланетних станцій та місяцеходів. Пристрої телеметрії передають в борту космічних об'єктів на пункти збирання й керування дані про роботу бортових систем і необхідні біом. дані, за допомогою пристроїв ТК здійснюється керування цими об'єктами з Землі.

Перехід до комплексних систем керування призведе до того, що в нар. г-ві переважатимуть великі системи керування, які складатимуться в засоби місцеві автоматики, керуючих машин і систем Т. Завдання централізованого керування великими виробничими системами настільки складні, що постає потреба в диспетчерському управлінні автоматизації. На першому етапі диспетчер не усувається від керування виробничим процесом, а лише звільняється від ітомлячих операцій по контролю за багатьма технологічними параметрами та по визначенню оптим. режимів. Ці функції виконують різні керуючі та контролюючі автомати, пристрої, а також спеціалізовані керуючі обчислювальні машини (КОМ), які працюють у режимі радника диспетчера. Надалі, коли надійність роботи КОМ і телемеханічних пристроїв буде досить висока, стане можливим повністю замінити диспетчера.

Керувати всіма об'єктами складних протяжних виробничих систем не можна з одного ДП. У цьому разі адаються до багатоступеневого керування, кількість ступенів якого збільшується в міру укрупнення виробничих систем. Напр., у великих енергосистемах є центральні диспетчерські пункти (ЦДП) і підпорядковані їм райони ДП. При об'єднуванні енергосистем обладнують ДП наступного ступеня керування і підпорядко-

вують їм ЦДП. Двосторонній обмін інформацією між ДП різних ступенів забезпечують за допомогою засобів Т.

Для контролю та управління пром. підприємствами, військовими комплексами й цілими галузями нар. г-ва дедалі ширше застосовують автоматизовані системи управління (АСУ). Ці системи складаються з обчислювальних центрів і апаратури збирання і передавання даних (обробки й відтворення). Див. також *Автоматизовані системи управління в народному господарстві, Системотехніка*.

Літ. Малов В. С. Телемеханіка в енергетичних системах М.-Л., 1955 [бібліогр. с. 324—325], Кучершин Я. А. Малов В. С., Пшеничников А. М. Современныи телеизмерительные системы М. Л., 1967 [бібліогр. с. 86, 87], Малов В. С. Телемеханіка, М. Л., 1965 [бібліогр. с. 95], Райнесер Л. Г. Райнесер О. А. Телеуправление М. Л., 1965 [бібліогр. с. 531, 536], Ильин В. А. Большие системы телемеханики, М., 1967 [бібліогр. с. 134, 135], Катков Ф. А. Телеуправление К., 1967 [бібліогр. с. 370, 372], Френке А. В. Телеизмерение, М. 1968 [бібліогр. с. 256—259], Малов В. С. Дятлов С. В. Ф. Нодолупусные телеизмерительные системы М., 1969 [бібліогр. с. 188, 191].

Ф. О. Катков.

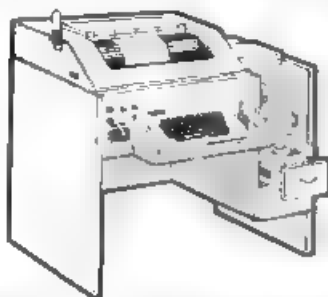
ТЕЛЕТАЙП — пристрій, призначений для ручного формування та передавання повідомлень на лінію зв'язку, а також для приймання їх з лінії зв'язку й віддавання в цифробуквеній формі. Т. можуть відтворювати текст на вузькій паперовій стрічці або на рулоні паперу. В обчислювальній техніці найбільшого використання знаходять рулонні Т., напр., телеграфні апарати РТА-60 і Т-83.

Т. РТА-60 являє собою електро мех. пристрій, що складається з передавальної та приймальної частини. Передавальна частина має клавіатуру, кількість клавів — 48, кількість регістрів — 3 (що дає можливість передати 31 букву рос. алфавіту, 26 букв лат. алфавіту, 10 цифр, 11 розділових і службових знаків). Натискання будь-якої клавіші мех. шифратор перетворює на задане розміщення спец. лінійок. Розміщення лінійок зачитується кулачками при обертанні розподільника, що спричинює замикання і розмикання контактної системи. За один оберт розподільника послідовно передається на лінію п'ятиелементний код символу та дві службові послілки — стартова і стопова. Приймальна частина РТА-60 містить електромагніт, який перетворює електр. імпульси коду на козвальный рух якоря, що через селекторні важелі й мех. дешифратор встановлює у відповідне положення друкувальне колесо. Колесо складається з трьох дисків, на ободі кожного з яких вгравіровано до 26 знаків. Друкувальний молоточок ударяє по контуру дешифрованого знака і за допомогою фарбувальної стрічки переносить його на папір.

Текст друкується на рулонному папері завширшки 215 мм, кількість знаків у рядку — 69. Через копіювальний папір можна одержати три копії тексту, можна також друкувати двома кольорами. РТА-60 оснащують кількома приставками, які істотно розши-

рюють його можливості. Для застосування в обчисл. техніці особливо важливі реперфоратор (одночасно з друкуванням приймачем повідомлень, їх наносять на перфострічку) на трансмітер (автоматичне передавання на лінію сигналів в перфострічку).

У деяких обчисл. машинах третього покоління, напр., у «М-6000», в машинах сімейства «ЕС ЕОМ», використовують рулонний телетайп Т-63 (мал.), що його виробляють у НДР (конструктивно близький до РТА-60). Осн. відмінність — у будові друкувальних



Телетайп Т-63.

механізмів: у Т-63 замість друкувальних молотків використовують важелі (на кожному важелі вградувано три знаки). Дешифратор приймальної частини вибирає потрібний важіль; вибір одного з трьох знаків зумовлений заданням регістра; друкувальний важіль за допомогою фарбувальної стрічки наносить знак на папір. Переміщення задовж рядка відбувається внаслідок пересування картки, паперу — внаслідок обертання друкувального валіка.

Т. використовують в обчисл. техніці як кінцеві пристрої, які можна віддалити від центр. процесора на велику віддачу, причому дві передають по існуючим телефоніях і телеграфіях мережах. Користувач звертається до обчисл. системи за допомогою клавіатури, а система через приймальну частину Т. відтворює запитання користувача та результати обчислень у зручній для користувача формі, тобто Т. може бути тех. засобом для діалогу людини з машиною (див. *Діалогов режим*). Крім цієї, головної функції, Т. використовують як пристрій автомат. введення даних у ЦОМ — і за задальсідь заготовленої перфострічки або від автомат. давачів, які формують п'ятиелементний код; як пристрій автомат. виведення даних з ЦОМ на перфострічку, а також як пристрій автономної підготовки перфострічки та дешифрування (у вигляді машинного тексту) даних, нанесених на перфострічку.

Конструкцію Т. безперервно вдосконалюють, розширюють набір знаків і відповідно п'ятиелементний телеграфічний код замінюють восьмиелементним, ряд електронех. вузлів замінюють електронними. Одночасно вдоско-

налюють друкувальні механізми ударного типу, а також випробовують різні безударні вузли, що ґрунтуються на електростатичному, ксерографічному й термографічному принципах друкування. У Т. нової моделі друкувальна головка матричного типу, що складається з 35 теплових елементів, відтворює на теплочутливому папері текст із швидкістю бл. 1600 знаків за 1 хв.

Лит.: Гуров В. С., Емельянов Г. А., Етрусхи Н. Н. Передача дискретної інформації в телеграфіях М., 1969 [бібліотр. с. 352-353].
О. Г. Чачка.

ТЕРМІНАЛ, кінцевий пристрій, або кінцевий вузол — пристрій для оперативного введення та виведення інформації, який використовують при автоматизованій людини в обчислювальній машині або обчислювальній системі (часто віддалених від користувача). Т. є, напр., телетайп, різні пристрої відображення інформації на електроннопроменевих трубках тощо. Т. поділяють на пасивні (без перероблення інформації) і активні (що мають власні обчисл. машини, які входять до складу обчислювальної системи) Див. також *Пристрої введення та виведення інформації ЦОМ*.

ТЕРМІНАЛЬНЕ КЕРУВАННЯ, керування скінченним станом — одна з задач оптимальних процесів керування, яка полягає в мінімізації функціоналу $I(u) = \Phi(x(t_1))$ на траєкторіях системи $\dot{x} = f(x, u, t)$, $x(t_0) = x_0$, $t \in T = [t_0, t_1]$, породжуваних кусково-неперервними керуваннями $u(t)$ (допустимими керуваннями), обмеженими умовою $u(t) \in U$, $t \in T$. До цієї задачі зводяться багато інших задач оптимізації з вільним правим кінцем, напр., деякі задачі оптик. маневрування літаків, задачі м'якої посадки на Місяць, приземлення космічного корабля у заданій точці та ін. До задач Т. к. застосовний принцип максимуму й метод програмування динамічного.

Т. к. включає в себе варіаційну (нескінченновимірну) частину будь-якої задачі оптимізації з рухомими або закріпленими правими кінцями і другу частину, скінченновимірну, яку можна дослідити методами програмування математичного (в скінченновимірних просторах). Необхідні умови оптимальності для першої частини задачі Т. к. мають вигляд принципу максимуму. Необхідні умови другої частини наз. умовами трансверсальності.

Принцип максимуму дає розв'язок як ф-цію часу $u = u(t)$. Великий інтерес становить розв'язок виду $u(x, t)$, який одержують методом динамічного програмування. Набагато кращіше цей метод застосовано до мінімізації інтегр. середньоквадратичної похибки.

При чисельному розв'язуванні задачі Т. к. з одного боку, адяється уникнути труднощів задоволення крайових умов, які властиві загальній задачі мінімізації функціоналу, з другого боку, загальну задачу оптимізації з крайовими умовами часто можна звести до задачі Т. к. за допомогою штрафних ф-цій. Лит.: Летоу А. М. Динаміка полета и управление. М., 1969 [бібліотр. с. 347-352].

Р. Габосон, Ф. М. Кирилоса

ТЕСТИ — одне з найважливіших понять теорії розпізнавання образів. Спочатку їх розглядали у зв'язку з використанням логічних методів при відшукуванні несправностей в електр. схемах. Розглянемо таблицю, яка містить r рядків і p стовпчиків.

	f_1	f_2	f_3	f_4	f_5	f_6	f_7
e_1							
e_2							
e_3							
e_4							
e_5							
e_6							

Цю таблицю заповнено символами 0 і 1 так, що її стовпчики парноно різні. Рядки цієї таблиці можна розглядати як ознаки e_1, \dots, e_r , а стовпчики — як образи, характеризовані функціями f_1, \dots, f_p ($f_i(e_j) = 1$ тоді і тільки

	f_1	f_2	f_3	f_4	f_5	f_6	f_7
e_1	0	1	1	0	0	0	0
e_2	0	0	1	1	0	0	0
e_3	0	0	0	1	1	0	0
e_4	0	0	0	0	1	1	0
e_5	0	0	0	0	0	1	1
e_6	0	1	0	0	0	0	1

тоді, коли ознаку e_i для i -го образу виконано). Нехай $\mathcal{A} = \{(j_1, j_2)\}$ — якийсь підмножина пар номерів стовпчиків. Множину T ознак e_i наз. **Т.** відносно \mathcal{A} , якщо для будь-якої пари $(j_1, j_2) \in \mathcal{A}$ існує ознака e_i така, що $f_{j_1}(e_i) \neq f_{j_2}(e_i)$. Очевидно, що множина, яка містить усі ознаки e_1, \dots, e_r , є **Т.** (тривіальним **Т.**). Проте можуть бути ще й інші **Т.** Важливим типом **Т.** є тупикові **Т.**, тобто такі **Т.**, які після видалення будь-якої ознаки

перетворюються на множини, які не є **Т.** Серед тупикових **Т.** трапляються **Т.** з мінімальніми **Т.**, тобто такі, які вишукують найменшу кількість ознак. Цілком очевидно, що процедура розрізнення, загалом кажучи, спрощується, якщо використовувати мінімальні **Т.** Тому важливим питанням у теорії **Т.** є методи побудови мінім. **Т.** Наведемо алгоритм побудови всіх тупикових **Т.** Для цього розглядаємо символи e_1, \dots, e_r як булеві змінні. Далі для кожної пари (j_1, j_2) з \mathcal{A} знаходимо всі ознаки e_i , на яких f_{j_1} відрізняється від f_{j_2} . Всі одержані символи об'єднуємо знаком \vee , а потім беремо логіч. добуток цих виразів. Потім розкриваємо дужки й спрощуємо вираз за правилами булевої алгебри. Кожна з таких добутоків дає один з тупикових **Т.** Для другої таблиці, наведеної знизу в лівій колонці, і множини $\mathcal{A} = \{(12) (13) (14) (15) (16) (17)\}$ одержуємо $(e_1 \vee e_2) (e_1 \vee e_3) (e_1 \vee e_4) (e_2 \vee e_5) (e_3 \vee e_6) (e_4 \vee e_7) (e_5 \vee e_6) = e_1 e_2 e_3 \vee e_2 e_4 e_5 \vee e_1 e_3 e_6 \vee e_2 e_3 e_4 e_5 e_6$. Маємо 5 тупикових **Т.** $\{(e_1 e_2 e_3), (e_1 e_3 e_4), (e_1 e_3 e_6), (e_2 e_3 e_4), (e_2 e_3 e_6)\}$, з яких два мінімальні. Проте ці методи, якщо вони не враховують «додаткової» інформації, дуже трудомісткі.

Серед діагностичних задач, пов'язаних з побудовою **Т.**, відзначимо два особливо важливі типи задач. 1) \mathcal{A} — містять усі пари (j_1, j_2) . У цьому разі **Т.** наз. **діагностичним**. Діагностичний **Т.** дає змогу відрізняти кожен образ від кожного. 2) \mathcal{A} — містять усі пари (j_1, j_2) , де j_1 — фіксоване число. В цьому разі **Т.** наз. **перевірчим**. Перевірчий **Т.** дає змогу відрізняти даний образ f_{j_1} від решти.

Поняття **Т.** можна узагальнити на випадок таблиць, заповнених символами 0, 1, ..., $k-1$, і тих, які можуть містити й порожні клітинки. **Т.** з'являються в багатьох діагностичних задачах.

1. Пошук несправностей в електричних схемах. Нехай схема Σ (контактна схема або схема з функціональними елементами) має n входів і один вихід і реалізує булеву функцію $f(x_1, \dots, x_n)$. Припустимо, що в результаті дії джерела несправностей вона переходить у схему $\Sigma_1, \dots, \Sigma_m$, які реалізують відповідно булеві ф-ції $f_1(x_1, \dots, x_n), \dots, f_m(x_1, \dots, x_n)$. При цьому можна допустити, що $f_1 \equiv f_2 \equiv \dots \equiv f_p$ (p), тобто дані несправності функціонально нерозрізнені. Нехай f_1, \dots, f_p — система ф-цій, яка характеризує ці допарно розрізнені класи несправностей, і нехай $f_1 = f$. Одержуємо таблицю з p стовпчиків і 2^n рядків. Для того, щоб відповісти на питання, чи справна схема або в якому стані вона перебуває, необхідно, очевидно, через випробувану схему «прогнати» набори e_1, \dots, e_r ; знайти значення схеми на виході й після цього або порівняти одержаний «стовпчик» з першим стовпчиком або дізнатися, з яким із стовпчиків він збігається. Час для цієї процедури залежить від числа наборів e . Очевидно, що цей час змен-

шується, якщо розглядати не множини всіх наборів, а якийсь із тупикових Т.

2. Діагностичні задачі в галузі медицини. При вивченні певних класів захворювань роблять таблицю, рядки якої відповідають симптомам, а стовпчик — видам захворювань. Очевидно, що коди ознаки виявляються дискретно (наприклад, у показниках т-ра, тиску крові тощо), то одержимо таблицю вищевказаного типу, при цьому, якщо набір ознак достатньо багатий, то всі стовпчики попарно різні. Тут цікаві дві задачі: а) встановити, чи здоровий даний суб'єкт, виходячи з набору можливих ознак захворювань, б) встановити конкретний діагноз. Для розв'язування цих задач корисними є Т., бо вони дають змогу швидше й оглядніше вказати рішення.

3. Розпізнавання геометричних образів. Нехай на прямокутному дискретному таблицю можуть в'являтися два символи — 0 і 1, кожний з яких може мати кілька реалізацій, відмінних одна від одної своїми розмірами і розміщеннями. Треба, ставлячи «запитання» про стан деяких конкретних комірок таблиці (застриховано клітинку чи ні), дізнатися, який із символів записано на таблиці. Перенумеруємо всі клітинки таблиці символами e_1, \dots, e_n і для кожного образу 0 і 1 виміряємо стовпчик, що вказують, які клітинки в даному образі застриховано (1), і які ні (0). Для розв'язування задачі ва множини $\Omega = \{(j_1, j_2)\}$ візьмемо такі пари номерів стовпчиків, що j_1 перебігає всі номери образу 0, а j_2 — всі номери образу 1. Туликові Т., очевидно, дадуть змогу досить економічно розпізнати образ.

4. І в цих задачах. До побудови Т. зводяться деякі ігрові задачі, напр., гра в «морський бік», задача побудови мінім. дов'юкатице-

стовують у діагностичних задачах геології, економіки, медицини тощо.

Лит. Чегрис Н. А., Яблоков С. В. Логические способы контроля электрических схем «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1959, т. 51. Дмитриев А. Н., Жучевский Ю. Н., Кривделов Ф. П. Математические принципы классификации предметов и явлений. «Дискретная математика», 1986, в. 7.

С. В. Яблоков. ТЕСТОВІ ПРОГРАМИ, тест-програми — програми для проведення випробувань. Деякі Т. п. є водночас і діагностичними, тобто призначеними для визначення місцезнаходження й пояснення несправностей устаткування або помилок у програмі. Див. також Тести.

ТЕХНІЧНА ДІАГНОСТИКА — див. Діагностування складних технічних комплексів.

ТЕХНІЧНЕ ПРОЕКТУВАННЯ ЦОМ — один з етапів проектування ЦОМ. Див. Автоматизація проектування ЦОМ.

ТЕХПРОМФІНПЛАН ПІДПРИЄМСТВА МАТРИЧНИЙ — економіко-математична модель виробничо-фінансового планування на підприємстві. Т. п. м., як і баланс міжгалузевий виробництва й розподілу продукції, базується на методі затрат — випуску, що дає змогу в межах однієї матем. моделі забезпечити балансову ув'язку усіх осн. показників госп. діяльності. Т. п. м. складається з чотирьох взаємопов'язаних складових — квадрантів (див. табл.).

I квадрант відображує взаємозв'язок виробничих підрозділів підприємства за затратами й випуском проміжної та готової продукції. Квадрант має форму шахової таблиці, в якій відміт (випуск продукції) й присудок (затрати продукції) містять ту саму класифікацію виробничих підрозділів (напр., осн. й допоміжні цехи) та продукції, яку вони виробляють (напр., деталей, вузлів, виробів).

Випуск	Затрати			
	Основи цехи й продукція яку вони виробляють	Послуги допоміжних цехів	Реалізовувана продукція	Валовий оборот
Основи цехи й продукція, яку вони виробляють Послуги допоміжних цехів	I квадрант		II квадрант	
Сировина, матеріали, паливо, енергія тощо Затрати праці за професійними групами робітників Основи фонди й виробничі потужності	III квадрант		IV квадрант	

них нормальних форм, задача пошуку несправностей в автоматах тощо. Т. дають змогу проаналізувати логіч. зв'язки між ознаками й запровадити міру важливості ознак. Напр., можна вважати, що важливістю ознаки визначають як відношення числа тупикових Т., в яке дана ознака входить, до числа всіх тупикових Т. Встановлення міри важливості ознак корисне для розв'язування прикладних діагностичних задач, його викорис-

У II квадранті відображено осн. підсумкові показники діяльності підприємства: реалізовану (товарну) продукцію й валовий оборот — як суму реалізованої продукції та внутрішньозаводського обороту. Дані III квадранта характеризують затрати виробничих ресурсів підприємства: трудових ресурсів за професійними групами робітників; предметів праці за видами сировини, матеріалів, купованих напівфабрикатів; ресурсів засобів

праці за групами устаткування та споруд. У IV кварталі відображено реалізацію на сторону або передачу своїм підприємчим службам купованих матеріалів та виробів. Вихідними даними для розрахунку Т. п. м. є планові завдання щодо реалізації продукції підприємства й система планових нормативів матеріальних і трудових затрат на одиницю кожного виду продукції. Т. п. м. здебільшого включає в себе дві моделі: технологічну модель у натуральних одиницях виміру й економічну модель у ціннісному вимірі. За структурою й методом розрахунку обидві моделі ідентичні. Розрахунки за технологічною та економічними моделями дають змогу визначити: план виробництва деталей, вузлів, комплектів, виробів у цілому на підприємстві та в кожному цеху; план міжцехових поставок; план матеріально-тех. забезпечення підприємства, а також цехів і видів продукції; план по праці та фонду зарплати; план використання виробничих потужностей; собівартість усіх видів продукції та послуг, найважливіші фінансові показники, у т. ч. й виручку від реалізації продукції та прибуток.

Розроблення Т. п. м. забезпечує порівняльність і збалансованість усіх осн. показників виробничо-госп. діяльності підприємства, полегшує перевірку правильності розрахунків і здійснення перерахунків при зміні окремих планових показників, сприяє впорядкуванню нормативної бази на підприємстві, підкріплює перспективи для широкого застосування сучасної обчисл. техніки в планових розрахунках, в етапом на шляху переходу до опт. планування виробництва на підприємстві.

Лит. Федорова М. М. Математическая модель технико-финансового плана. Терехов Л. Л. Экономико-математические методы. М. 1964 [бібліогр. с. 247—248]. Экономико-математические методы. М. 1969.

ТОНКА МАГНІТНА ПЛІВКА — шар феромagnetної речовини, що товщиною якого розміщується тільки один домен. В обчисл. техніці найбільшого поширення для побудови *запам'ятовувальних елементів* (ЗЕ) набули тонкі *плівки магнітні* з одноосовою анізотропією товщиною $5 \cdot 10^3 - 1,5 \cdot 10^4$ Å. Для зберігання інформації використовують властивість Т. м. п. зберігати напрям вектора намагніченості в одному з двох стійких положень уздовж осі легкого намагнічування (ВЛН) у площині плівки; одне з цих положень ототожнюється зі значенням «0», друге — зі значенням «1». Записування інформації або зміна напрямку намагніченості відбувається або під час прикладання магн. поля вздовж ВЛН процесами зміщення магн. або під кутом до неї процесами когерентного обертання. Зчитування інформації здійснюється здебільшого прикладанням поля перпендикулярно до ВЛН. При повороті вектора намагніченості плівки у площині зчитування, перпендикулярно до ВЛН, наводиться ерс різної полярності — залежно від початкового напрямку намагніченості, тобто залежно від раніше записаної інформації.

Т. м. п. найчастіше виготовляють напилюваннями феромагнітики у вакуумі та електролітичним осаджуваннями. Вісь анізотропії Т. м. п. створюють накладанням магн. поля паралельно її поверхні в процесі виготовлення плівки. Застосовують плівки плоскі й циліндричні, з ізоляційним і провідним підкладом. Матриці тонкоплівкових ЗЕ виготовляють у вигляді суцільної плівки або окремих плям, звичайно круглої чи прямокутної форми. В першому випадку форма й розміри ЗЕ визначають конфігурацією керуючих шин.

ЗЕ на Т. м. п. відзначаються великою швидкістю перемикання (одиночі *неск*) завдяки переміщенню до рахунок процесу обертання вектора намагніченості. Т. м. п. працюють у широкому діапазоні температур ($100 - 200^\circ \text{C}$). Ці переваги поряд із застосуванням методів технології виготовлення інтегральних ЗЕ на Т. м. п. і керуючих шин роблять застосування Т. м. п. перспективним для побудови надопераційних і *оперативних апаратів* атомарних пристроїв. Відомі *запам'ятовувальні пристрої* з використанням Т. м. п. як ЗЕ емністю від тисяч до кількох мільйонів біт з робочим циклом 200—500 *неск* і менше.

Лит. Кисельов В. В. Оперативные запоминающие устройства на ферритных сердечниках и тонких магнитных пленках. М. 1975 [бібліогр. с. 233—246]. Краймар Л. П. Устройства хранения дискретной информации. Л., 1968 [бібліогр. с. 744—749]. Запоминающие устройства сопряженные с ЦМ. Пер с англ. М., 1968. Ф. Н. Уточнов **ТОПОЛОГІЯ** — галузь математики, яка вивчає топологічні простори та їхні неперервні відображення.

Першим топологічним результатом була теорема Л. Ейлера (1707—83) про многогранники. Осн. ідеї *алгебричної топології* належать нім. математикові Г.-Ф. Ріману (1826—66) і франц. математикові А. Пуанкаре (1854—1912). Цикл статей А. Пуанкаре був початком бурхливого розвитку Т. У 20-х роках 20 ст. було побудовано загальну систему осн. понять Т., яка має важливе значення для алгебри, функціонального аналізу, теорії ф-цій тощо. Тепер ідеї Т. широко застосовують в алгебрі, геометрії, теорії чисел, рівняннях у частинних похідних і геометрії; вони проникають у фізику (квантова електродинаміка), а окремі поняття увійшли в ужиток *кібернетики* (многовиди, *графи*, *симпліціальна техніка*). Істотний внесок у розвиток Т. зробили рад. математики П. С. Александров (н. 1896), П. С. Урисон (1898—1924), Л. С. Понтрягін (н. 1908) та ін.

Топологічний простір — це система, яка складається з множини X (елементи якої наз. *точками*) і заданого сімейства J підмножин X , яке має такі властивості: 1) $\emptyset \in J$; 2) $X \in J$; 3) якщо $G_i \in J$ ($i \in I$), то $(\bigcup_{i \in I} G_i) \in J$; 4) якщо I є скінченним і $G_i \in J$ ($i \in I$), то $(\bigcap_{i \in I} G_i) \in J$. Ці властивості відтворюють властивості відкритих множин евклідового простору (множин, що мають

разом з кожною точкою x якийсь шар з центром x ; через це $G \in \mathcal{J}$ наз. відкритими множинами X . Якщо $A \subset X$, $x \in X$ і будь-яка відкрита множина, що містить x , має точку A , відмінні від x , то x наз. граничною точкою A . Т. ч., топологічна структура X дає можливість визначити осн. поняття аналізу на X , напр., збіжність послідовностей в X . На практиці топологічну структуру задають звичайно за допомогою якоїсь бази околів — сімейства \mathcal{J}_0 підмножин X , такої, що 1) будь-яка точка $x \in X$ належить якійсь підмножині $U \in \mathcal{J}_0$; 2) для будь-яких $U, V \in \mathcal{J}_0$ і будь-якої точки $x \in U \cap V$ існує підмножина $W \in \mathcal{J}_0$, яка має x і міститься в $U \cap V$. Всілякі об'єднання околів бази мають властивості відкритих множин і задають на X Т.

Прикладом можуть бути відкриті шари (тобто шари без меж) в евклидовому просторі, які утворюють у ньому базу відкритих множин. Природне узагальнення становлять метричні простори, тобто множина X із заданою на ній дійсною ф-цією пари точок $\rho(x, y)$, яка має властивості віддалі: $\rho(x, x) = 0$, $\rho(x, y) > 0$ при $x \neq y$, $\rho(x, y) = \rho(y, x)$, $\rho(x, z) \leq \rho(x, y) + \rho(y, z)$. Шарами метричного простору є множини $\{x \in X, \rho(x, x_0) < r\}$ з усілякими $x_0 \in X$ і $r > 0$; вони становлять базу околів, що дає Т. на X . У деяких важливих випадках Т. можна задати за допомогою певної природної метрики на X ; в інших — така метрика існує, але «метризація» топологічного простору є неприродною, тому вважають за краще задавати Т. околами належного вигляду. Нарешті, в деяких питаннях (напр., у теорії узагальнених ф-цій) трапляються не метризовані топологічні простори. Т. ч., метрика не є достатньо універсальним засобом задавання «близькості» точок, і поняття топологічного простору до неї не можна зводити. Доповнення $X - G$ відкритої множини G наз. замкненою множиною в X .

Нехай $A \subset X$ — підмножиною топологічного простору X . Перетини A з відкритими множинами X утворюють сімейство множин, яке задовольняє згадані вище умови (1—4). Беручи їх за відкриті множини, матимемо Т. на A . Цю Т. наз. індукованою з X . Неперервним відображенням наз. таке відображення $f: X \rightarrow Y$ топологічного простору X у топологічний простір Y , для якого прообрази всіх відкритих множин Y є відкриті множини X . Якщо X і Y — евклидові простори, то ця умова рівносильна звичайному визначенню неперервності ($\{x_n \rightarrow x$ впливає $\varphi(x_n) \rightarrow \varphi(x)$); ця форма є найзручнішою для його узагальнення. Для кожного топологічного простору X існує відображення $e_X: X \rightarrow X$ є неперервним; якщо $\varphi: X \rightarrow Y$ і $\psi: Y \rightarrow Z$ — неперервні відображення, то $\psi \circ \varphi$ — неперервне відображення X в Z . Якщо φ є бієктивним (див. *Множини*), то існує обернене відображення $\varphi^{-1}: Y \rightarrow X$, але φ^{-1} не обов'язково є неперервним; якщо φ і φ^{-1} є неперервними, то φ наз.

гомеоморфізмом, а топологічні простори X і Y — гомеоморфними. З погляду Т. гомеоморфні простори не розрізняються (якщо тільки в Т. не вводять додаткових структур).

Способи побудови топологічних просторів. Найпростішим є 1-й спосіб, який полягає в побудові суми топологічних просторів X та Y . Для цього на множині $X \cup Y$ (де $X \cap Y = \emptyset$) як відкриті множини розглядають об'єднання всіх відкритих множин X і всіх відкритих множин Y . Здобутий топологічний простір $X \cup Y$ складається з двох окремих кусків X та Y . 2-й спосіб полягає в розгляді добутку $X \times Y$ множин X, Y . Якщо X, Y — топологічні простори, то потрібно, щоб при належній Т. на $X \times Y$ відображення — проекції $\pi_1(x, y) = x$, $\pi_2(x, y) = y$ ($x \in X, y \in Y$) добутку $X \times Y$ на співмножини X, Y були неперервними. Тоді для всіх відкритих $G \subset X$ множини $\pi_1^{-1}(G)$ (циліндр над G) повинні бути відкритими в $X \times Y$ (аналогічно й для π_2). Переріз цих циліндрів у будь-якому скінченному ряді беруть за базу околів на $X \times Y$, чим і задають Т. $X \times Y$ з цієї Т. наз. добутком топологічних просторів X та Y . 3-й спосіб: нехай $\varphi: X \rightarrow Y$ сюр'єктивне й X — топологічний простір. Будемо шукати таку Т. на Y , щоб φ було неперервним; тоді для всіх відкритих множин $G \in Y$ прообрази $\varphi^{-1}(G)$ відкриті в X . Уведемо на Y Т., взявши за відкриті множини всі множини з відкритими прообразами. Здобутий топологічний простір наз. фактор-простором топологічного простору X відносно отождивлення φ . Фактор-простори можна побудувати так. Нехай дамо розбиття X на неперервні замкнені множини F ($i \in I$). Нехай Y — множини всіх F_i і відображення φ ставить у відповідність з точкою $x \in X$ ту множину F_i , яка містить x . Тоді відповідне φ фактор-топологічне виникає на Y , і її можна наочно вилучити як склеювання точок кожного F_i в одну точку. 4-й спосіб: нехай $\varphi: X \rightarrow Y$, X та Y — топологічні простори. Для відкритого $G \subset Y$ прообраз $\varphi^{-1}(G)$ часто буває гомеоморфний добутку $G \times Z$, де Z — топологічний простір, причому гомеоморфізм $\varphi: G \times Z \rightarrow \varphi^{-1}(G)$ переводить кожну підмножину $y \times Z$ ($y \in G$) в $\varphi^{-1}(y)$. Тоді φ наз. розшаруванням; прообрази $\varphi^{-1}(y)$, гомеоморфні одному й тому самому топологічному простору Z , наз. шарами цього розшарування, Y — його базой, а X — простором розшарування, або розшарованим простором.

Приклади топологічних просторів. 1-й приклад: нехай S^1 — коло; добуток $S^1 \times S^1$ є топологічним простором, який наз. тором. 2-й приклад: отождивлення діаметрально протилежних точок на сфері призводить до проективної площини, той самий топологічний простір можна одержати, отождивляючи діаметрально протилежні точки межі круга. 3-й приклад: нехай S —

сфера в Π звичайною T , X — множина осей векторів, дотичних до S довжини 1. Відображення $\varphi: X \rightarrow S$ ставить у відповідність з кожним вектором його початкову точку. Неважко звести на X T , так, щоб φ стало неперервним в одержаному розпаруванні X базую εS , а шард — гомотомічні колу. 4-й приклад: неперервні функції f, g, \dots на відрітку $[0, 1]$ утворюють топологічний простір. Тількиного породжується метрикою $\rho(f, g) = \max_{t \in [0,1]} |f(t) - g(t)|$.

Найважливіші класи топологічних просторів. Кажуть, що в топологічному просторі X множини A і B віддільні, якщо існують такі відкриті множини G_1, G_2 що $A \subset G_1, B \subset G_2, G_1 \cap G_2 = \emptyset$. Звичайно розглядають топологічні простори «правильна» будова яких гарантована аксіомами віддільності. Напр., якщо будь-які дві точки в X віддільні, X наз. *гаусдорфовим простором*. Якщо в гаусдорфовому просторі будь-які дві непересічні замкнені множини в X віддільні, X наз. *нормальним*. Багато просторів мають лічбову базу околів, напр., на площині кола раціонального радіуса з центрами в точках з раціональними координатами утворюють лічбове сімейство відкритих множин, всілякі об'єднання яких становлять усі відкриті множини. Топологічний простір, який не можна подати як суму непустих топологічних просторів, наз. *н'язним*. Топологічний простір наз. *компактним*, якщо з кожного сімейства $\{G_i\}$ відкритих множин, яка покриває X , можна вибрати скінченне підсімейство, яке теж покриває X . Цей клас топологічних просторів, властивість яких аналогічна відомій властивості замкненого інтервалу під назвою бікомпактних просторів, увела П. С. Александров і П. С. Урисон. На компактному просторі неперервна функція з обмеженою δ досягає мінімуму й максимуму. Нехай $X_i (i \in I)$ — будь-яке сімейство топологічних просторів.

На добуткові ΠX_i можна ввести при-

родну T , при якій усі проєкції в X_i є неперервними; тоді, якщо X_i — компактні, то й добуток буде компактним (теорема А. Н. Тихонова).

Лит. Александров П. С. Введення в теорію множин і теорію функцій, ч. 1 М. Л., 1948; Келди Дж. Л. Обща топология. Пер. с англ. М., 1968 [Бібліогр. с. 361—376]; Бурбак Н. Обща топология. Пер. с франц. М., 1969. *Т. О. Шерва.* «ТОСІБА» (Tokyo Shibaura Electric Company, Ltd) — японська електротехнічна фірма з широким номенклатурою продукції. Має 25 заводів. Заснована в 1875, розробкою ЕІОМ займається з 1954. ЕЦОМ розробляють і випускають Електронний центр у м. Кавасаки, до якого входять Центр науково-дослідних лабораторій та завод ЕОМ, а також завод у м. Оме.

З 1968 фірма випускає обчисл. машини на інтегральних схемах. З продукції фірми відомі малі настільні ЕЦОМ «TOSBAC-1500», машини середньої потужності серій «TOSBAC-

3400» і «TOSBAC-5100», машини великої потужності серії «TOSBAC-5400», керуючі обчисл. машини серій «TOSBAC-3000» і «TOSBAC-7000» та аналогові обчисл. машини «TOSBAC-200» і «TOSBAC-400».

Лит. Бельков Ю. Н. Электронная вычислительная техника и капиталистическая экономика. М., 1968 Зейдлерберг В. К. Матвеев Н. А., Тароватова Е. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1970 г. М., 1970.

ТОТОЖНО ІСТИННА ФОРМУЛА, в а-гальнозвначуща формула — формула тієї чи іншої логічної мови (див. *Мови логіко-математичні*), істинна (при звичайному розумінні змісту логічних операцій, що входять до неї) на будь-якій непустих множині M при будь-яких значеннях на M усіх вільних змінних, що входять до неї (предметних, функціональних і предикатних). Напр., у численні висловлювань T , і. ф. с ф-ла $\forall x \exists y (x, y) \rightarrow \exists x P(x, y)$, у логіці предикатів другого ступеня — ф-ла $\exists x \forall y P(x, y)$.

Ф-лу наз. *здійсненою*, якщо існує така непушта множина M і такі значення на M для всіх вільних змінних, що входять до складу ф-ли, при яких ф-ла стає істинною, у протязному разі Π наз. *нездійсненою*, або *тотожно хибною*. Формула тотожно істинна тоді й тільки тоді, коли її заперечення тотожно хибне. Ф-лу \exists ная логічним наслідком з Φ , якщо ф-ла \exists істинна завжди, коли істинною є ф-ла Φ . Якщо ф-ла \exists є логічним наслідком з Φ , то $\Phi \rightarrow \exists$ в T , і. ф. Множина осей T , і. ф. числення висловлювань розв'язна; множина осей T , і. ф. лувького числення предикатів не розв'язна, але ефективно аксіоматизована і, отже, рекурсивно перелічна. Множина осей T , і. ф. мови другого ступеня і взагалі мови будь-якого вищого ступеня (див. *Логіка предикатів вищих ступенів*) уже не є рекурсивно перелічною і тим більше не є ефективно аксіоматизованою. В. Ф. Носіткіно.

ТОЧКА РІВНОВАЖИ — нерухома точка фазового простору, яка відповідає стану спокую динамічної системи. Якщо дифер. рівняннями

$$\frac{dx_i(t)}{dt} = f_i(x_1(t), \dots, x_n(t)); \quad (1)$$

$$i = 1, 2, \dots, n$$

описують процес в якійсь динамічній системі, то Π T р. являє собою розв'язок $x_i(t) \equiv \alpha_i = \text{const}$ ($i = 1, \dots, n$) такої системи рівнянь

$$f_1(x_1(t), \dots, x_n(t)) = 0; \quad i = 1, \dots, n. \quad (2)$$

Відповідно до кількості розв'язків системи (2) динамічна система (1) може мати одну, кілька або навіть нескінченну множину (континуум) T р. Залежно від поведінки фазових траєкторій динамічної системи в околі T р. ці точки можуть бути стійкими, асимптотич-

но стійкими чи нестійкими (див. *Стійкості неперервних систем теорія*).

Ю. М. Чижов.

ТОЧКИ ПЕРЕМІКАННЯ — точки в просторі фазових координат, у яких відбувається перемикання оптимального за швидкістю керування з $+1$ на -1 або навпаки (див. *Задача про оптимальну швидкість*). Множина T утворює поверхню перемикання.

ТОЧНІСТЬ ВІДТВОРЕННЯ ПОВІДОМЛЕННЯ — міра якості передачі повідомлення по каналу зв'язу. Математично вимоги, які ставлять до T , в. п. на виході, звичайно трактують статистично. Найзагальніша умова T , в. п. така: треба, щоб сумісний розподіл $P_{\xi\bar{\xi}}(\cdot)$ повідомлення на вході $\xi \in X$

та повідомлення на виході $\bar{\xi} \in \bar{X}$ залежав до заданої множини W розподілів ймовірностей

на добутковій просторі $X \times \bar{X}$, тобто

$P_{\xi\bar{\xi}}(\cdot) \in W$, де X та \bar{X} — простори значень повідомлень на вході та виході каналу відповідно. В застосуваннях T , в. п. задають найчастіше за допомогою ф-ції двох змінних $\rho(x, \bar{x})$, $x \in X$, $\bar{x} \in \bar{X}$, яку наз. ф-цією втрат.

Значення ф-ції $\rho(x, \bar{x})$ характеризують ступінь, що виникає при передаванні, внаслідок якого повідомлення на вході x сариниється

на виході як повідомлення \bar{x} . Проте лише дуже рідко вдається вказати хоч би приблизно

вид ф-ції $\rho(x, \bar{x})$, виходячи з економічних або якихось інших практичних міркувань. У більшості випадків, вибираючи ф-ції втрат, доводиться керуватися грубими міркуваннями про те, наскільки важливими є ті чи інші помилки, і дбати, щоб матем. структура ф-ції була досить проста.

Якщо задано повідомлення, канал зв'язу й метод передачі α (тобто методи кодування й декодування), то для кожного повідомлення ξ , що виникає на вході в момент t , визначено відповідне повідомлення на виході $\bar{\xi}_t$. Математичне сподівання $M_t = M_\rho(\xi_t, \bar{\xi}_t)$ наз.

втратою в момент t при заданому способі передавання. Макс. втрату $M(\alpha)$ при заданому способі передавання визначають як границю

$$M(\alpha) = \lim_{t \rightarrow \infty} M_t^1(\alpha) = \sup_{0 \leq t < \infty} M_t.$$

де $M_t^1(\alpha) = \sup_{0 \leq s < t} M_s$ — макс. втрата на відрізку $[0, t)$. Середн. втрату при способі передавання α наз. величиною

$$\bar{M}(\alpha) = \lim_{t \rightarrow \infty} \bar{M}_t^1(\alpha),$$

де $\bar{M}_t^1(\alpha)$ — середн. значення втрати на відрізку $[0, t)$, що його визначають як

$$\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n M_{t_i}, \quad 0 \leq t_1 < t_2 < \dots < t_n < t < t_{n+1}$$

для джерел з дискретним часом і як $\frac{1}{t} \int_0^t M_s ds$ — для джерел з неперервним ча-

сом. Вимоги T , в. п. полягають у тому, щоб макс. втрата $M(\alpha)$ (або середня втрата $\bar{M}(\alpha)$) не перевищувала якоїсь заданої константи $\varepsilon > 0$. Коли при цьому як міру якості використовують $M(\alpha)$, то це означає, що намагаються зменшити втрати при передачі в кожний момент часу і на кожному відрізку часу, а якщо використовують міру $\bar{M}(\alpha)$, це означає, що припускають наявність, можливо і значних, втрат в окремі моменти часу і домагаються лише того, щоб у середньому вони не були великі. Умовами T , в. п. часто є вимоги

$$a) \sup_t P(\xi_t \neq \bar{\xi}_t) \leq \varepsilon$$

$$b) \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n M(\xi_{t_i} - \bar{\xi}_{t_i})^2 \leq \varepsilon \left(\text{або } \frac{1}{t} \int_0^t M(\xi_s - \bar{\xi}_s)^2 ds \leq \varepsilon \right)$$

які одержують, взявши відповідно

$$\rho(x, \bar{x}) = \begin{cases} 0, & \text{якщо } x = \bar{x}, \\ 1, & \text{якщо } x \neq \bar{x}, \end{cases}$$

або $\rho(x, \bar{x}) = (x - \bar{x})^2$.

Р. Л. Добрушин, М. М. Прелов.

ТРАЄКТОРІЯ ДОПУСТИМА — траєкторія (розв'язок) системи диференціальних рівнянь, що описують рух якийсь об'єкт у задачах оптимального керування теорії, яка задовольняє всі обмеження, накладені на задачу. Отже, T , д. одержують, якщо використовують керування, яке задовольняє всі накладені на нього обмеження, і, крім того, якщо ця траєкторія задовольняє фазові обмеження.

ТРАЄКТОРІЯ ОПТИМАЛЬНА — траєкторія, на якій досягає найменшого (найбільшого) значення мінімізованний функціонал у задачах оптимального керування теорії.

ТРАЄКТОРІЯ ФАЗОВА — траєкторія, яка описує рух у часі у фазовому просторі (див. *Фазові координати*).

ТРАНЗІТОР — те саме, що й *триод напівпровідниковий*.

ТРАНЗИТИВНИЙ ГРАФ — орієнтований граф, у якому для будь-яких гръох вершин x, y , із наявності дуг ax у u та ay у z випливає наявність дуги z у x (або петлі при вершині x , якщо $z = x$); для довільного *Бержа графа* L його транзитивним замиканням наз. мінімальний T . г. Бержа, що містить L як суграф.

ТРАНСЛЯТОР, компілююча програма, програмуюча програма — програма, призначена для перекладу (трансляції) описів алгоритмів з однієї мо-

ви формальної на іншу формальну мову. Першу з цих мов називають вхідною, другу — вихідною. Найпоширеніші Т з мов процедурно-орієнтованих на мови машинно-орієнтовані й мови машинні. Вхідну й вихідну мови Т вибирають залежно від прийнятої схеми трансляції. В схемі безпосередньої трансляції вихідною мовою є мова системи ЦОМ. У схемі східчастої трансляції використовують мову проміжку, спільну для групи вхідних мов. Т першого ступеня перекладає тексти з вхідної мови на проміжну мову, а Т другого ступеня — з проміжної мови на мову конкретної ЦОМ. Т є одним з осн. засобів автоматизації програмування. Встановлення Т не тільки полегшує складання окремої програми, але й дає змогу використовувати в різних ЦОМ той самий алгоритм, написаний певною мовою програмування. Залежно від того, якою мірою відрізняються вхідна та вихідна мови, Т містить від кількох тисяч до кількох десятків (а іноді й сотень) тисяч команд.

Розрізняють Т інтерпретуючого й компілюючого типів. У Т інтерпретуючого типу процес трансляції послідовно здійснюють з виконанням вхідної програми, яку він складає. Т компілюючого типу видають вихідні програми, які потім можна виконувати в міру потреби. Т інтерпретуючого типу менш ефективні при пакетній обробці програм, але зручні в діалогов режимі програміста і ЦОМ. У цьому разі, наприклад, якщо виявлено помилку у вхідному тексті, Т може припинити свою роботу й видавати повідомлення про причину зупинки. На підставі цього повідомлення програміст дає Т вказівку про дальшу роботу. Він може, наприклад, внести виправлення у вхідний текст і вказати, з якого місця треба продовжувати трансляцію. Такі Т називають кроковими. Кроковий принцип роботи використовують і у деяких Т компілюючого типу.

Процес трансляції поділяють на кілька підпроцесів: синтаксичний аналіз і контроль тексту вхідною мовою, аналіз описів даних і пам'яті розподілу для об'єктів, що їх обробляють транслюванням алгоритмом, одержання тексту вихідної програми та оптимізація її, видавання результатів роботи Т тощо. Деяких з цих підпроцесів, наприклад, оптимізації, може й не бути.

За допомогою синтаксичного аналізу тексту вхідною мовою в ньому розпізнають деякі синтаксичні конструкції (оператори, вирази, змінні тощо). Одночасно виявляють допущені синтаксичні помилки. В процесі аналізу описів даних систематизують усі відомості про опрацьовувані алгоритмом об'єкти. До ф-ції розподілу пам'яті належить астановалення відповідності між цими об'єктами й ділянкою пам'яті ЦОМ. На підставі синтаксичного аналізу й розподілу пам'яті одержують текст алгоритму вихідною мовою. Виділені синтаксичні об'єкти вхідної мови замінюють на еквівалентні їм групи синтаксичних об'єктів вихідної мови відповідно до семантики вхідної та вихідної мов. Зокрема, якщо вихідною мовою є система команд ЦОМ, то об'єкти вхідної мови, що визначають деякі дії, замінюють на групи команд.

Осн. метою оптимізації вихідної програми є збільшення швидкості її роботи. Часто швидкість збільшують в результаті еквівалентних перетворень алгоритму на рівні вхідної мови. Прикладом такого перетворення може бути винесення деяких дій з циклічно виконуваної ділянки програми. Як правило, оптимізуючі алгоритми використовують нелінійний перегляд інформації, що подовжує тривалість роботи Т. Тому для тієї самої вхідної мови краще мати два Т, один з яких дає змогу здійснювати швидку трансляцію, бо видає менш ефективні програми, а другий, хоч трансляція в ньому відбувається й значно повільніше, видає ефективніші програми. Перший з них доцільніше використовувати під час обробки та наладжування алгоритму (див. *Налаштувальні програми*), другий — коли потрібно здійснити багаторазові обчислення за складеною програмою.

До результатів роботи транслятора належить друкування відрегатованого вхідного тексту, одночасне друкування вхідного і вихідного текстів, друкування приміток, виявлених під час трансляції, видавання вихідної програми на зовн. носії інформації ЦОМ (перфокарти, перфострічку), записування вихідної програми на зовн. пам'ять ЦОМ та ін. Т додаткового накладають деякі кількісні обмеження на вхідні тексти. Наприклад, обмежують довжину тексту, кількість операторів тощо. Порушення цих обмежень розглядають як помилки у вхідному тексті.

Для полегшення наладжування програм, що їх складають, у Т є спец. режим роботи. Використовуючи їх, програміст може внести до вихідної програми оператори, призначені для видавання додаткової інформації. Характер видавання може бути найрізноманітніший — від видавання значення окремої величини до видавання значень усіх проміжних результатів та інформації про порядок виконання операторів вихідної програми. В цьому разі вихідну програму виконують у режимі інтерпретації. Деякі Т можуть складати вихідні програми різних рівнів, причому програми вищого рівня дають змогу одержати докладніші результати. Особливу увагу приділяють тому, щоб задаванням налаштовувальних режимів роботи Т і видавання додаткової інформації під час наладжування провадилося в термінах вхідної мови, бо з багатьох випадків користувач добре обізнаний лише з вхідною мовою.

Розвитком методів описування алгоритмів мов і методів трансляції привів до розроблення метатрансляторів. Для роботи метатранслятора задають: вхідний текст і опис метамовою синтаксису вхідної мови й семантичних правил відповідності конструкцій вхідної мови конструкціям вихідної мови. Отже, метатранслятор можна використовувати як Т для цілого класу вхідних і вихідних мов.

Лит., Современное программирование. Пер. с англ., об. 1-2 М., 1966-67. Ред. дел. В. Р. Рассел Л. Реализация АЛГОЛ-60 Пер. с англ. М., 1967 [616-1109 с. 468-472] Hargood F. R. A. Compiling techniques. London - New York 1970 [616-1109 с. 120-123].

ТРАНСЛЯТОР СИНТАКСИЧНО КЕРОВАНИЙ — транслятор, в якому синтаксичний аналіз першої програми здійснюється на основі формального описування синтаксису вихідної мови. У зв'язку з цим алгоритм аналізу в Т. с. м. може обслуговувати трансляцію з кількох мов, що належать до певного класу.

ТРАНСПОРТНА ЗАДАЧА — задача про найраціональніший план перевезень однорідного продукту з пунктів виробництва до пунктів споживання. Нехай є m пунктів вироб. якогось однорідного продукту A_1, \dots, A_m і n пунктів його споживання B_1, \dots, B_n . У пункті A_i ($i = 1, \dots, m$) виробляють a_i одиниць, а в пункті B_j ($j = 1, \dots, n$) споживають b_j одиниць продукту. При-

пускають, що $\sum_{i=1}^m a_i = \sum_{j=1}^n b_j$. Транспортні

витрати, пов'язані з перевезенням одиниці продукції з пункту A_i в пункт B_j , дорівнюють c_{ij} . Суть Т. з. полягає в тому, щоб скласти оптимальний план перевезень, який мінімізує сумарні транспортні витрати і в результаті реалізації якого запити всіх пунктів споживання B_j ($j = 1, \dots, n$) було б задоволено за рахунок вироб. продукту в пунктах A_i ($i = 1, \dots, m$). Нехай x_{ij} — кількість продукції, яку перевезуть в пункт A_i до пункту B_j . Тоді Т. з. математично формулюють так: відшукати значення змінних x_{ij} , $i = 1, \dots, m$; $j = 1, \dots, n$, що мінімізують сумарні транспортні витрати

$\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij}$, якщо

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = a_i \quad i = 1, \dots, m. \quad (1)$$

$$\sum_{i=1}^m x_{ij} = b_j \quad j = 1, \dots, n. \quad (2)$$

$$x_{ij} \geq 0, \quad i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n. \quad (3)$$

Набір чисел x_{ij} ($i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$), що задовольняє ці умови, наз. планом перевезень, а його елементи — перевезеннями. План перевезень, який мінімізує сумарні транспортні витрати, наз. оптимальним.

Нехай P_{ij} — це $(m+n)$ -вимірний вектор, i -й і $(m+j)$ -й компоненти якого дорівнюють одиниці, а решта складових — нулі. План перевезень наз. опорним, якщо система векторів P_{ij} , які відповідають невід'язним перевезенням x_{ij} , є лінійно незалежною. Якщо в опорному плані перевезень є

$m+n-1$ позитивних перевезень, то цей план є невід'язним, а іншому разі він буде виродженим. Т. з. наз. невід'язною, якщо всі її опорні плани перевезень невід'язні. А коли хоча б один опорний план перевезень вироджений, Т. з. вироджується. Можна довести, що для невід'язності Т. з. необхідно й достатньо, щоб для будь-якої підмножини пунктів вироб. A_1, A_2, \dots, A_k , що не

співпадає з усією множиною пунктів вироб., і для будь-якої підмножини пунктів споживання B_1, B_2, \dots, B_k , справджувалась умова

$$\sum_{i=1}^k a_i \neq \sum_{j=1}^k b_j$$

Щоб усунути виродженість, Т. з. трохи змінюють і в результаті одержують нову невід'язну Т. з. У цій Т. з. обсяги вироб. в пунктах A_i ($i = 1, \dots, m$) дорівнюють $\bar{a}_i = a_i + \epsilon$, а обсяги споживання в пунктах B_j ($j = 1, \dots, n$)

$$\bar{b}_j = \begin{cases} b_j, & j = 1, \dots, n-1 \\ b_j + m\epsilon, & j = n \end{cases}$$

де $0 < \epsilon < \frac{1}{m-1}$. При достатньо малому ϵ розв'язок нової Т. з. близький до розв'язку вихідної Т. з., при цьому нова Т. з. буде невід'язною. Послідовність комунікацій

$$(A_1, B_1), (A_2, B_2), (A_3, B_3), \dots, (A_{m-1},$$

$B_{m-1}), (A_1, B_{m-1}), (A_1, B_1)$ наз. ланцюжком, що зв'язує пункти $A_1, B_{m-1}, (A_1, B_1)$ — комунікація (дорога), яка зв'язує пункт вироб. A_1 з пунктом споживання B_1 . Вийши до цього ланцюжка ще й комунікацію (A_1, B_1) , одержують замкнений ланцюжок.

Т. з. розв'язують спец. методами програмованого мінімуму. Найвідоміші з них — метод потенціалів та угорський метод.

Метод потенціалів ґрунтується на умовах оптимальності плану перевезень, які формулюють так. Для оптимальності якогось плану перевезень x_{ij} , $i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$ необхідно й достатньо, щоб існували числа u_i ($i = 1, \dots, m$) і v_j ($j = 1, \dots, n$) (їх наз. потенціалами) такі, щоб виконувалась така умова

$$v_j - u_i \leq c_{ij} \text{ якщо } x_{ij} = 0,$$

$$v_j - u_i = c_{ij} \text{ якщо } x_{ij} > 0.$$

Цей метод дає змогу, виходячи з невід'язного опорного плану перевезень, побудувати за скінченне число ітерацій опорний план перевезень, також невід'язний, який є розв'язком Т. з. Окрема ітерація методу полягає в такому перетворенні невід'язного опорного плану перевезень, що його

одержано на попередній ітерації, внаслідок якого одержують новий невироджений опорний план перевезень, пов'язаний з меншими сумарними транспортними витратами. Перетворюють опорний план перевезень за допомогою якогось замкненого ланцюжка. Потрібно, щоб на кожній ітерації методу потенціалів опорний план перевезень був невиродженим. Цього досягають, застосовуючи метод усунення виродженості Т. а.

Угорським методом, виходячи з часткового плану перевезень, за скінченне число ітерацій можна побудувати оптим. план перевезень. Під частковим планом перевезень розуміють набір чисел x_{ij} , $i = 1, \dots, m$, $j = 1, \dots, n$, що задовольняє умови

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} \leq a_i, \quad \sum_{i=1}^m x_{ij} \leq b_j, \quad x_{ij} \geq 0, \quad i = 1, \dots, m$$

$j = 1, \dots, n$. Окрема ітерація методу потенціалів полягає в перетворенні часткового плану перевезень, що його одержано на попередній ітерації, внаслідок чого одержують новий частковий план перевезень, ближчий до плану перевезень Т. а. Цей план потребує найменших транспортних витрат в усіх часткових планах перевезень, які передбачають такий самий сумарний обсяг перевезень. Через скінченне число ітерацій одержують оптим. план перевезень.

Лит. : Трунс І. Б. Задачі математичкого програмування транспортного типу М. 1967 (Бібліогр. с. 202-204). Гольштейн Е. Г., Юдин Д. Б. Задачі диспетчерського програмування транспортного типу М. 1969 (Бібліогр. с. 375-374).

І. М. Мельник.

ТРАНСПОРТНА МЕРЕЖА — в найпростішому випадку *Берже граф* $L = (X, U)$, кожний дузі $u \in U$ якого приписано пропускну здатність — ціле число $c(u) > 0$, а серед вершин окремо виділено дві: вхід x_0 і вихід z . Потіком по Т. м. наз. визначену на дугах φ -цію $\varphi(u)$, яка набуває цілих значень, і таку, що: 1) $\forall u \in U$ $0 \leq \varphi(u) \leq c(u)$; 2) для будь-якої вершини $x \in X \setminus \{x_0, z\}$ сума значень $\varphi(u)$ на всіх дугах, що заходять в x , дорівнює сумі значень на дугах, що виходять з x . Сума значень $\varphi(u)$ на дугах, які заходять у z , дорівнює сумі значень на дугах, які виходять з x_0 ; їх наз. *величиною потоку*. Розрізом Т. м., який визначає підмножину $A \subseteq X \setminus \{z\}$ її вершин і який містить x_0 , наз. множиною U_A тих дуг, які мають початок в A , а кінець — в $X \setminus A$; пропускну здатність розрізу наз. суму $\sum_{u \in U_A} c(u)$ по всіх $u \in U_A$. Осн. теорема теорії Т. м.: найбільша величина потоку по мережі дорівнює найменшій з пропускових здатностей її розрізів. За допомогою цієї теореми обґрунтовують такий практично ефективний алгоритм Форда — Фалкерсона для відшукування найбільшого з потоків: нехай якийсь потік φ уже відомий (напр., тривіальний $\varphi(u) \equiv 0$); 1) шукаємо такий ланцюг Q з початком x_0 і кінцем z , що на кожній його дузі u , орієнтованій у напрямі обходу

ланцюга, $\varphi(u) < c(u)$, а на кожній дузі, орієнтованій у напрямі, протилежному обходу, $\varphi(u) > 0$; замінивши $\varphi(u)$ на $\varphi(u) + 1$, якщо u — дуга 1-го типу, і на $\varphi(u) - 1$, якщо u — дуга 2-го типу (і не змінюючи значень $\varphi(u)$ на дугах, не належних до ланцюга Q), збільшимо потік по мережі на 1; 2) якщо ланцюгів аказаного виду більше немає, то потік φ — найбільший. У загальнішому випадку Т. м. має кілька входів і виходів, а замість $c(u)$ задають довільні множини $M(u)$ цілих невід'ємних чисел, і умову 1) замінюють такою $\forall u \in U$ $\varphi(u) \in M(u)$, проблема існування потоку по такій мережі вже не тривіальна (бо деякі $M(u)$ можуть не містити числа 0). У разі, коли всі $M(u)$ — цілочислові інтервали (скінченні або нескінченні), задачі існування, максимізації й мінімізації потоку зводяться до розглянутої вище, а для заг. випадку ефективного розв'язку їх не знайдено. З другого боку, до задач, розглядуваних у теорії Т. м., можна звести багато комбінаторних задач, у т. ч. задачі розташування в графіх теорії.

Лит. : Хісанг Т. у Графи и транспортные задачи. (Сибирский математический журнал, 1967, т. 6, № 2). Вишиг Н. Г. Плоскостный Г. С. К проблеме минимальной раскраски вершин графа. (Сибирский математический журнал, 1965, т. 6, № 1). Берг Н. Теория графов и ее приложения. Пер. с франц. М. 1962 (Бібліогр. с. 283-302). Форд Л. Р., Фалкерсон Д. Р. Поток в сети. Пер. с англ. М., 1966 (Бібліогр. с. 268-272).

О. О. Зитов.

ТРАНСФЛЮКСОР — запам'ятовувальний елемент з магнітного матеріалу з прямокутною петлею гістерезису (з двома нерівними отворами), який діє за принципом перерозподілу магнітного потоку. Т. запропоновано 1955 як запам'ятовувальний елемент із зчитуваними інформації без руйнування її. Т. найпростішого виду (з режимні запам'ятовувального елементе *оперативного запам'ятовувального пристрою*) з'єднуються з електронними схемами записування та зчитування за допомогою координатних шин. Для записування інформації використовують (див. мал.) координатні шини 1 і 2, а для зчитування використовують шини 3 і 4. Поданням струму в шину 1 Т. встановлюється в нульовий (блокований) стан («0»). Перемички а і б при цьому намагнічені в однаковому напрямі до насичення. Імпульс струму зчитування будь-якої полярності, поданий у шину 3, не трансформується в змінну шину 4, оскільки зміню потіку навколо малого отвору можна анектувати внаслідок великого магн. опору перемичок, намагнічених до насичення.

Якщо струм зчитування створює магн. потік, що співпадає з напрямом потоку, напр. у перемичці а, то дальшого збільшення потоку навколо малого отвору не буде, бо перемичку а вже намагнічено до насичення. Якщо струм зчитування створює потік, який збігається з напрямом потоку в перемичці б, то величина потоку не змінюється, бо перемичка б намагнічується до насичення. Магн. потік навколо малого і великого отворів також не змінюється, бо напруженість магн. поля,

створюваного струмом зачитування навколо великого отвору, не перевищує коерцитивної сили. В однічному положенні («1») Т. встановлюється подаванням двох напіструмів, які одночасно надходять у шини 1 і 2 від електронних схем записування. Напруженість поля, створюваного окремо кожним з напіструмів, які не містяться на перетині шин 1 і 2, менша за коерцитивну силу й не впливає на розподіл магн. потоку в Т. Магн. поля цих напіструмів досить, щоб змінити напрям намагніченості лише в перемітці а. Таким

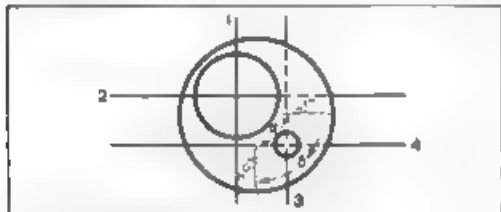


Схема трансформатора

чином, первичники стають намагніченими в протилежних напрямках. Двополярний імпульс зачитування, поданий у шини 3, змінює магн. потік навколо малого отвору, внаслідок чого в шині 4 наводиться ерс. Друга полярність імпульсу зачитування відновлює первісний напрям намагніченості навколо малого отвору, тому зачитування може відбуватися необмежену кількість разів без руйнування інформації. Частота зачитування в Т. обмежена нагріванням магн. матеріалу і, як правило, не перевищує 1 МГц. Частота записування приблизно в 2—3 рази менша, бо перемагнічування матеріалу під час записування здійснює поле, яке незначною мірою перевищує коерцитивну силу. Наявність двох незалежних систем координатних шин для записування і зачитування ефективно використовується для суміщення в часі циклів записування і зачитування за двома різними адресами асоціативного пристрою (ЗП), завдяки чому досягається значне збільшення швидкодії.

Завдяки властивості Т. зберігати інформацію при зачитуванні їх застосовують як запам'ятовувальні елементи асоціативних і довготривалих запам'ятовувальних пристроїв. Зміну інформації в довготривалому ЗП звичайно проводять вручну пропусканням струму відповідної величини через великі отвори Т. Як і звичайні торіoidalні осердя з прямокутною ветлею гістерезису, Т. можна використовувати для побудови логічних елементів.

Т. виготовляють методом пресування феритового порошку за технологією, що застосовується для виробництва звичайних кільцеподібних запам'ятовувальних осердь. Широко Т. не застосовують через складність прошивання координатними дротами й значну потужність у колах керування, до того ж за кількома показниками (швидкодія, споживання енергії) вони поступають перед деякими іншими елементами, зокрема біт-схемами.

Лит. Розенблат М. А. Веконтентные магнитные устройства автоматизации. М., 1981 [библиогр. с. 176—177]. Бардзиж В. В. Магнитные элементы цифровых вычислительных машин. М., 1987 [библиогр. с. 438—451]. Крайзер Л. П. Хранение информации в нелинейных системах. В кн. Информационные вычисления. М., 1987. А. Д. Бек

ТРАНСЦЕНДЕНТНІ РІВНЯННЯ — клас рівнянь у математиці. Див. Рівняння класифікація.

ТРИВАЛІСТЬ ЧЕКАННЯ — те саме, що й час чекання.

ТРИГЕР — логічна схема із зворотними зв'язками, яка може перебувати в одному з двох стійких станів, що їх забезпечують ці зв'язки. Зміна стану Т. спричинюється входними сигналами відповідно до рівнянь $X_1 \vee Y_1 = X_2$, $X_1 \vee Y_1 = X_1$, де Y_1 , Y_2 — входи, а X_1 , X_2 — виходи. В обчислювальній техніці Т. використовують для проміжного зберігання цифр, що являють собою інформацію, яку одержують у процесі виконання логіч. і арифм. операцій і яка керує цими процесами. При цьому фіз. представлення запам'ятовувальних цифр таке саме, як і перетворення на логіч. елементах без запам'ятовування, що дає змогу інформацію на Т. включити безпосередньо в заг. процес переробляння. Спосіб запам'ятовування інформації в Т. принципово відрізняється від способу асоціативного в елементах запам'ятовувальних пристроїв, де запам'ятовування ґрунтується лише на фіз. представленні інформації.

За видом одержуваних сигналів (потенціальних та імпульсних) розрізняють статичні й динамічні Т. (див. Тригер статичний, Тригер динамічний). У статичному Т. одному з його стійких станів умовно ставлять у відповідність логіч. одиницю, а другому — логіч. нуль. У динамічному Т. станів «1» відповідає циркуляції імпульсів у Т., а станів «0» — відсутності циркуляції. У певний стійкий стан Т. встановлюється подаванням від'ємних (додатних) потенціалів на входи Y_1 чи

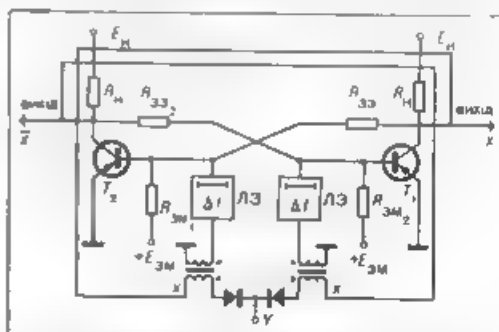


Схема імпульсно-потенціального тригера з двома входами

Y_2 . Якщо, напр., від діяння входного сигналу Y_1 Т. встановлюється в стані «1», то за допомогою логіч. зворотного зв'язку він зберігає це значення й тоді, коли значення входного сигналу Y_1 зміниться на протилежне. В цьому

разі Т. переїде в стан, який відповідає «0», тільки від дії вхідного сигналу Y_2 . Такий Т. наз. тригером з окремими входами. Він запам'ятовує вхідну інформацію, не перетворюючи її. Іноді зручно поєднувати в Т. ф-цію запам'ятовування з ф-цією додавання за модулем 2. Для цього застосовують Т. з лічильним входом, стан якого відображує одну змінну (X), а вхідний сигнал — другу (Y) (мал.). Тоді суму, представлену новим станом Т., виражають (у термінах елементної логіки) ф-цією від аргументів X і Y : $X_2 = XY \vee \bar{X}\bar{Y}$. Для правильного роботи Т. з лічильним входом потрібно, щоб затримка на лінії затримки (ЛЗ) була більша за тривалість вхідного імпульсу. В цьому разі один вхідний імпульс перемикає Т. лише один раз. З другого боку, затримка на ЛЗ має бути менша за тривалість періоду вхідних імпульсів, щоб Т., що його перемикає попередній сигнал, був готовий до роботи від наступного вхідного імпульсу.

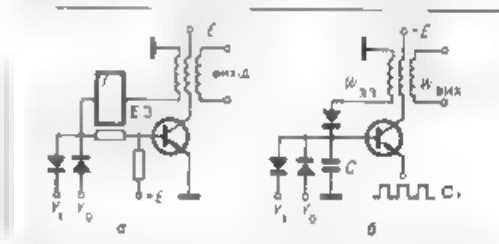
Т. як електр. режимом транзисторів, з яких їх складають, поділяють на насичені й ненасичені. В насиченому Т. відкритий транзистор насичений. Для такого Т. характерні простота схеми й низькі рівні потенціалів на відкритому транзисторі. Проте, коли Т. перемикають, щоб звести транзистор з насичення, потрібний додатковий час, тому насичені Т. можуть працювати на висхідній частоті проходження вхідних сигналів. Насичені транзистори у Т. можна знімати за допомогою резистора $R_{\text{н}}$ з коді емітерів. Резистор $R_{\text{н}}$ обмежує струм у колі колектор—емітер відкритого транзистора і, отже, перешкоджає транзисторові насичуватися. Але тоді вхідна напруга на відкритому транзисторі цілком залежить від струму навантаження. Ефективнішим є метод знімання насичення відкритого транзистора — використання кільця зворотного зв'язку в колі база—колектор *придає напівпровідникового* або фіксації рівня напруги на колекторі транзистора. Якщо використовують кільце зворотного зв'язку, напруга на колекторі транзистора $|U_{\text{к}}|$ за абсолютною величиною не може перевищувати напруги переходу база—емітер $|U_{\text{бк}}|$ і спадає напруги на резисторі $U_{\text{н}} + |U_{\text{к}}| \leq |U_{\text{бк}}| + U_{\text{н}}$, внаслідок діючої прив'язки базового рівня до рівня колекторної напруги. За допомогою резистора $R_{\text{н}}$ можна дібрати такий режим, за якого транзистор не зможе зайти в насичення. Рівень вихідної напруги відкритого транзистора можна фіксувати щодо землі відкритим діодом, тоді вхідна напруга закритого транзистора визначається напругою відтискання та спадом напруги на відкритому діоді. Виконуючи своє осн. призначення, такі схеми водночас фіксують рівні напруг на виході Т.

Кожну тригерну схему можна використати для запам'ятовування одного розряду двійкового числа. Кілька Т. залежно від способу з'єднання можуть утворити *регистр* або *лічильник*. Так Т. вибирають залежно від еко-

ном. і тех. міркувань, враховуючи особливості кожного конкретного випадку.

Лит. Рабинович З. П. Элементарные операции в вычислительных машинах. К., 1968 [Бібліогр. с. 299—301]. Г. І. Корнієнко

ТРИГЕР ДИНАМІЧНИЙ — тригер, окремі параметри якого хоча б в одному з двох його стабільних станів («1» або «0») періодично змінюються. Т. д. являє собою замкнене коло, в якому циркулюють імпульси, якщо тригер перебуває в стані «1». Два стійкі стани Т. д. — одиничний та нульовий — здебільшого характеризуються наявністю чи відсутністю ім-



Схеми динамічного тригера на транзисторі: а — з елементом затримки; б — з запам'ятовувальною ємністю.

пульсів на його виході. Сигнал на виході Т. д. набуває одиничних значень тільки в певні моменти часу. Для циркуляції імпульсів потрібно забезпечити появу вхідного сигналу через певний час після того, як він припиняється, поки тригер перебуває в одиничному стані. Це забезпечується установленим у колі тригера елементом затримки (ЕЗ) (мал., а). Для цього потрібні дуже точні ЕЗ, бо через розузгодженість цих елементів сигнал у логіч. ланцюжку може виникнути.

Другий спосіб (мал., б) передбачає установлення в колі бази транзистора запам'ятовувальної ємності. Від першого способу він відрізняється тільки організацією циклічного повторення вихідного сигналу. В цьому разі вхідний активний сигнал запам'ятовується у вигляді особливого короткочасного стану кола тригера. Цей стан визначається наявністю заряду на запам'ятовувальній ємності C . До того, як ємність розрядиться, на тригер надходить синхронізуючий імпульс (СІ), що відкриває транзистор. Імпульс струму колектора, що минає при цьому, трансформується у вхідній обмотці $W_{\text{вх}}$ і в обмотці зворотного зв'язку $W_{\text{зв}}$, підтримуючи заряд ємності C . Процес циркуляції імпульсів в Т. д. триває доти, поки на вхід установи тригера з нульового положення Y_0 не надійде позитивний імпульс такої тривалості, якої достатньо, щоб ємність C розрядилася. У цьому разі, щоб установити тригер в одиничний стан, необхідно знову зарядити ємність C від'ємним імпульсом до одиничного входу Y_1 . На Т. д. можна будувати різні логіч. схеми *обчислельної техніки*, але при цьому потрібно чітко синхронізувати їхню роботу. Лит. Рабинович З. П. Элементарные операции в вычислительных машинах. К., 1968 [Бібліогр. с. 299—301]. Г. І. Корнієнко

ТРИГЕР СТАТИЧНИЙ — тригер, параметри якого в одному з двох стійких станів незмінні. В пристроях обчисл. техніки *тригер* виготовляють на електронних лампах, *триодах напівпровідникових* або на феритових осердях з вихідними транзисторними підсилювачами. Схема Т. с. являє собою двопозиційний елемент, побудований на двох підсилювачах-інверторах, з'єднаних позитивними зворотними зв'язками (див. мал.). Наявність цих зв'язків веде до того, що в стійкому стані один транзистор відкритий, а другий — закритий.

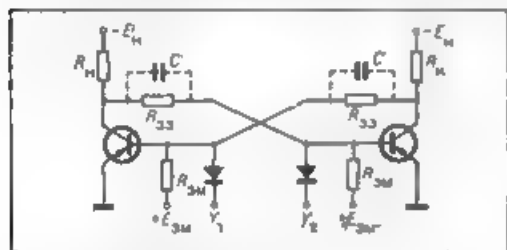


Схема статичного тригера.

Відкритий транзистор утримується в насиченому стані прямим струмом бази, який протікає через резистор зворотного зв'язку (R_{33}) і резистор у колекторі закритого транзистора (R_n) до джерела негативної напруги (E_n). А закритий транзистор утримується в цьому стані позитивним потенціалом на базі за допомогою подільника на резисторах R_{33} і R_{3m} увімкненого між джерелом позитивної напруги E_m та потенціалом колектора відкритого транзистора. В одному з стійких станів Т. с. перебуватиме доти, поки зовнішній запускний сигнал не переведе його в протилежний стан. На мал. показано Т. с. з розділними входами, керування яким здійснюється негативними потенціалами Y_1 та Y_2 в шлехи закритих транзисторів. Негативний сигнал, надходячи на базу закритого транзистора, відкриває його. Потенціал колектора цього транзистора наближається до нуля й відповідно спричинює зростання потенціалу бази раніше відкритого транзистора, закриваючи його. Т. ч., по закінченні перехідного процесу тригер опиниться в протилежному стані.

Час перехідного процесу при перемиканні тригера визначає його швидкодію. Для зменшення часу перемикання тригера фіксують обидва різні вихідних напруг. Обмеження вихідної напруги на колекторі закритого транзистора сприяє прискоренню перезаряджання вихідних ємностей навантаження й монтажу. Для збільшення швидкості тригера використовують і конденсатори C , вмикувані паралельно до резисторів зворотного зв'язку (R_{33}). Ці конденсатори утворюють динамічний зворотний зв'язок, форсують перемикання тригера.

Т. с. часто виготовляють у вигляді окремих конструктивних комірок; їх можна розглядати як чітко визначені композиції логіч. еле-

ментів, у складі яких є інвертори-підсилювачі, схеми збігів і схеми поділів.

Лит. Дроздов І. А., Комаринський В. А., Пяткибратов А. П. Електронне цифрове вичислювальне машини М., 1968 (бібл. стр. с. 397-438).

ТРИОД НАПІВПРОВІДНИКОВИЙ, *транзистор* — прилад для підсилювання, генерування та інших перетворень електричних сигналів. Т. н. — це монокристал германію чи кремнію, поділений на три зони, типи провідності яких (електронна чи «діркова») по черзі змінюються. Відповідно до цього розрізняють триоди *p-n-p*-типу й триоди *p-n-p*-типу (мал. 1).

Робота Т. н. цих типів тотожна, якщо змінюються знаки всіх прикладених до Т. н. напруг. Електродами Т. н. є такі: емітер, тобто джерело носіїв електронів і «дірок» у *p-n-p*-триоді, база (інді П наз. основою), що є керуючим електродом, і колектор, який збирає носії, ін'єктовані емітером.

Першим Т. н. був точковий, що мав кілька особливих властивостей, найважливішою з яких була наявність ділянки з негативним активним опором. Проте при виробництві точкових триодів не вдалося добитися потрібної повторюваності параметрів від зразка до зразка, й вони не набули широкого застосування. Площинні Т. н., з яких було досягнуто високої повторюваності параметрів, стали осн. елементами, що замінили лампи в радіоелектронній апаратурі. Застосування їх у схемах ЕОМ 2-го покоління дало змогу істотно зменшити споживану потужність, габарити й вагу апаратури та підвищити надійність її. Площинні Т. н. у першому наближенні являє собою сукупність двох *p-n-p* переходів, увімкнених послідовно й на зустріч один одному. Залежно від струму між базою й емітером триода змінюється й опір між базою й колектором цього триода, досягаючи сотень ом у закритому стані триода (якщо немає вхідного струму) й одиниць ом у відкритому стані. Завдяки цьому Т. н. як перемикальний елемент дуже ефективний. Щоб реалізувати різні логічні ф-ції, його вмикають як керований нелінійний опір. 6 три способи вмикання Т. н. як чотириполюсника. Вмикання за схемою з заг. (заземленим) емітером дає змогу одержувати підсилювач стру-

1. Схеми напівпровідникових триодів а — *p-n-p*-типу, б — *p-n-p*-типу

2. Схема триода з МОП-структурою

му або напруги з одночасним асувом фази вхідного сигналу на 180° . Це вмикання найчастіше використовують в обчисл. техніці для побудови логічного елемента, який здійснює

інверсію сигналу. Вмикання за схемою з заг. базою дає змогу одержувати підсилювач напруж. з малим вхідним опором і без інверсії вхідного сигналу. Вмикання за схемою з заг. колектором дає можливість одержувати підсилювач струму з малим вхідним опором і без інверсії вхідного сигналу (емітерний повторювач), що виконує логіч. функцію тотожності. Це вмикання часто використовують і в обчисл. техніці для узгодження рівнях пристроїв і блоків та для збільшення коэф. розгалуження логіч. схем.

Осн. параметри Т. м.: коэф. підсилення струму β (для схеми з заг. емітером) і генерований зворотний струм колектора $I_{\text{св}}$, що проходить через колекторний $p-n$ перехід, якщо немає вхідного базового струму. Наявність двох типів носіїв (т. з. «основних» і «неосновних») у тріоді зумовлює велику залежність параметрів тріода від т-ри, режиму роботи й частоти. Т. м. класифікують за типами й групами залежно від експлуатаційних параметрів. Відповідно до макс. частоти генерації розрізняють низькочастотні, середньочастотні й високочастотні тріоди. За допустимою розсіюваною потужністю бувають Т. м. малопотужні, середньої потужності й потужні. За технологією виготовлення Т. м. поділяють на сплавні, дифузійні, планарні та ін.

У 60-і роки 20 ст. набули поширення польові, або напальні, тріоди (мал. 2). Керування в них здійснюється не вхідним струмом, як у площинному тріоді, а вхідною напругою, яку подають через електрод, що його називають затвором. Між двома ін. електродами (джерелом і стоком) утворюється канал, по якому проходять носії лише одного типу — n або p . Затвор відділено від каналу або $p-n$ переходом, зміщенням завжди в зворотному напрямі, або шаром діелектрика. В цьому останньому випадку утворюється структура метал — діелектрик — напівпровідник (т. з. МДН-структура), на основі якої можна створити не лише окремий тріод, а й великий набір електрорадіокомпонент (див. *Інтегральна схема*). Польові тріоди мають високий вхідний опір, їхні параметри менше залежать від т-ри, режиму роботи, частоти та ін. факторів. Одночасне застосування Т. м. різних типів дає змогу одержувати схеми, що не мають відповідних аналогів у ламповій техніці. Кремнієві тріоди є осн. елементами інтегр. мікросхем, застосування яких лежить в основі побудови обчисл. машин 3-го й 4-го покоління (див. *Мікроелектронна елементна база обчислювальної техніки*).

Лит.: Полупроводниковые приборы и их применение. В. 1.—23 М. 1956—70. Г. Г. Норриско.

ТЮРИНГА МАШИНА — математичне поняття, запроваджене як формальне уточнення інтуїтивного поняття алгоритму. Названо за ім'ям англ. математика А. Тюрінга (1912—54), який запровадив його в 1936. Аналогічну концепцію машини пізніше, але незалежно від Тюрінга, запровадив і амер. матем. Е. Пост (1897—1954). У кожній Т. м. є такі три частини: 1) необмежена в обидва

боки стрічка, поділена на комірки; 2) пристрій керуючий (ПК) і 3) головка (Г). З кожною Т. м. пов'язано два скінченні алфавіти: алфавіт зовн. символів $A = \{a_0, a_1, \dots, a_m\}$ і алфавіт внутр. станів $Q = \{q_0, q_1, \dots, q_n\}$ (з різними Т. м. може бути пов'язано різні алфавіти). В будь-який момент часу в кожній комірці стрічки буває записано одну букву з A (вважають, що A має «пусту» букву a_0 , тобто відсутність запису в комірці інтерпретується як запис букви a_0). ПК перебуває в одному з станів $q \in Q$ і Г оглядає одну



Схема машини Тюрінга

з комірок стрічки. Часто Т. м. зображують схематично (див. мал.). Сукупність відомостей про стан ПК і запис на стрічці машини (з зазначеним оглядуваною комірці) наз.

конфігурацією Т. м. Робота Т. м. складається з тактів, у кожному з яких виконується перетворення конфігурації, в якій Т. м. перебуває в цей момент часу i ($i = 1, 2, \dots$), на конфігурацію, в якій машина перебуватиме в момент $i + 1$. Це перетворення залежить лише від станів ПК і змісту оглядуваної комірки в момент i і полягає: а) в змінюванні стану q_i на інший стан q_{i+1} ; б) в замінюванні букви a_i записаної в оглядуваній комірці, на іншу букву a_{i+1} ; в) у зовуванні Г на одну комірку ліворуч або праворуч (Г може й не з'являтися). Таке перетворення наз. командою Т. м. Символічно його записують у вигляді $q_i a_i \rightarrow q_{i+1} R$, де R — одна з букв Л, П, Н (буквою Л позначають зсув ліворуч, П — зсув праворуч, Н — немає зсуву). Сукупність усіх команд, що їх виконує Т. м., наз. П програмою. Для кожної букви $a_i \in A$ й стану $q_i \in Q$ програма має точно одну команду з лівою частиною $q_i a_i$. Тому робота Т. м., якщо фіксувати конфігурацію K_1 , з якою вона починає працювати, визначається однозначно, а саме: в 1-му такті K_1 перетворюється на конфігурацію K_2 , виконанням єдиної застосовної до K_1 команди, в 2-му такті K_2 таї само перетворюється на конфігурацію K_3 й т. д. Робота Т. м., як описано вище, продовжується необмежено, в якій б конфігурації вона не починалася, проте можна ввести деякі правила припинення цього процесу. Напр., можна вважати, що робота Т. м. припиняється на i -му такті, якщо в цьому такті (отже, й у всіх наступних) змінювання конфігурації не відбувається. За іншого способу припинення процесу роботи використовують поняття заключних станів, тобто таких станів, при яких машина зупиняється. Конфігурація, в якій машина зупиняється, наз. за н и м ч и ю.

А. Тьюрінг навів ряд переконливих доводів, що будь-який алгоритм можна в певному розумінні реалізувати на Т. м. Це дає змогу уточнити важливе поняття ефективно обчисленої (тобто обчисленої за допомогою алгоритму) функції через поняття функції, обчисленої на Т. м. (тобто Тьюрінга). Це останнє поняття можна ввести кількома еквівалентними способами. Наведемо один з них. Нехай Σ_1 і Σ_2 — якісь скінченні алфавіти, ф-цію f визначено на словах в алфавіті Σ_1 і значеннями її є слова в алфавіті Σ_2 . Виділимо у множині Q якийсь (початковий) стан q_0 . Якщо P — слово в алфавіті Σ_1 , то через $K(P)$ позначимо конфігурацію такого виду: на стрічці записано слово P , q_0 оглядає першу ліворуч непусту комірку, ПК перебуває в стані q_0 . Конфігурацію виду $K(P)$ назвемо *початковою*. Кажуть, що Т. м. M обчислює ф-цію f , якщо для будь-якого слова P робота машини M над конфігурацією $K(P)$ закінчується в тому й тільки в тому разі, коли f визначено на P і в місті роботи на стрічці записано слово $f(P)$.

Кожне слово P в алфавіті з m букв можна ототожнити з натуральним числом (в m -тії системі числення). Тому уточнення поняття обчисленої початкової функції приводить і до уточнення поняття обчисленої числової функції. Тьюрінг довів, що клас числових функцій, обчислених на Т. м., співпадає з класом частково рекурсивних функцій.

Надзвичайно важливе значення має існування універсальних Т. м., на яких можна в певному розумінні обчислювати будь-яку обчислену функцію. При побудові такої машини виходять з того, що можна здійснити таке кодування програм і конфігурацій Т. м. словами у фіксованому алфавіті, наприклад в алфавіті $\{0, 1\}$, що за кодом програми P легко відновити будь-яку команду з P , за кодом конфігурації K — ту команду, яку можна встановити до K . Універсальна Т. м. U працює так: у початковий момент на стрічці записують код програми Т. м. M і код конфігурації K , над якою M має працювати. Машина U працює над такою конфігурацією подібно до людини, яка, знаючи програму M , може такт за тактом виконувати роботу M над K , випиуючи кожного разу з програми M ту команду, що її треба виконати в цьому такті (U може робити це, враховуючи все, що було сказано вище про кодування програм і конфігурацій). При цьому одному тактові роботі M відповідають кілька тактів роботи машини U , які потрібні їй, щоб відшукати й виконати ту команду, що її має виконати машина M .

Аналогія між універсальними Т. м. й універсальними ЕОМ полягає в тому, що й ті й другі, крім початкових даних розв'язуваної задачі, мають і програму розв'язування її. По суті, універсальну Т. м. можна вважати ідеалізованою моделлю універсальної ЕОМ. При цьому абстрагуються від тієї обставини, що ЕОМ має скінченну пам'ять, бо зони пам'ять її в міру потреби можна поновлювати.

Моделювання. Описана вище ідея побудови універсальної Т. м. пов'язана з інтуїтивним поняттям наслідування однієї Т. м. іншою, яке уточнюється в термінах поняття моделювання. Моделювання є одним з основних способів порівняння різних Т. м. або класів таких машин. Нехай M_1 і M_2 — дві Т. м. і φ — функція, що ставить у відповідність якимсь конфігураціям машини M_1 конфігурації машини M_2 . Позначимо через $\varphi^{-1}(K)$ множину конфігурацій M_1 (кодів конфігурацій K), в які φ відображує конфігурації M_2 машини M_2 . Вважатимемо, що φ задовольняє умови 1) область значень φ охоплює всі конфігурації Т. м. M_1 , 2) якщо K — початкова (або закінчена) конфігурація машини M_2 , то $\varphi^{-1}(K)$ містить лише початкові (або лише закінчені) конфігурації машини M_1 . Нехай K_1, K_2, \dots — послідовність конфігурацій, що виникають одна за одною без пропуску в процесі роботи машини M_2 , і нехай M_1 , починаючи працювати в якійсь конфігурації $L_1 \in \varphi^{-1}(K_1)$, породжує послідовність конфігурацій L_1, L_2, L_3, \dots , причому існують числа $i = i_1 < i_2 < \dots$, такі, що $L_{i_s} \in \varphi^{-1}(K_s)$, де $s = 1, 2, \dots$. Якщо це правильно для будь-якої конфігурації K_1 машини M_2 , то кажуть, що M_1 моделює машину M_2 з декодувальною ф-цією φ . Тоді наведемо вище твердження про існування універсальної Т. м. можна сформулювати в сильнішій формі: існує Т. м., що моделює роботу довільної Т. м. при належному (дуже простому, як і скрізь нижче) кодуванні. Наведемо ще кілька тверджень, пов'язаних з поняттям моделювання: а) будь-яку Т. м. можна моделювати на Т. м. в двома станами й в Т. м., що її не можна моделювати на Т. м. в одним станом; б) будь-яку Т. м. можна моделювати на Т. м. в двома символами зони алфавіту; в) будь-яку Т. м. можна моделювати на Т. м. зі стрічкою, обмеженою лише в один бік (вважають, що Γ такої машини не сходять із стрічки, тобто машина зупиняється, коли Γ оглядає крайню комірку).

Варіанти Т. м. Поряд з розглянутим вище основним поняттям Т. м. вивчають й деякі варіанти цього поняття, що їх можна поділити на два основні типи. До 1-го типу належать машини, що функціонують з обмеженнями (тобто, в програми таких машин входять команди лише якогось спец. виду). Напр., машинами 1-го типу є такі різновиди Т. м.: 1) *автомати скінченні*; їх можна розглядати як Т. м., Γ яких у кожному такті роботи зсуваються праворуч, тобто будь-яка команда з програми має вигляд: $q_i a_j \rightarrow q_{i+1} a_j$, 2) *автомати Рабіна — Скотта* — це Т. м., що мають команди вигляду $q_i a_j \rightarrow q_{i+1} a_j$, тобто в процесі роботи запис на стрічці не змінюється. Клас множин, що їх розпізнають на автоматах Рабіна—Скотта, співпадає з класом регулярних множин. 3) *слабкострижучі* (зокрема, нестрижучі) Т. м. В цьому разі в зоні алфавіту A машина вводить частковий порядок, і машина може замінювати на стрічці символ α лише на сим-

вол $\beta > \alpha$. Для нестираючих машин ця умова має такий вигляд: алфавіт A складається з букв «0», «1», причому одиниць більше як нулів. Доведено, що при належному кодуванні будь-яку Т. м. можна моделювати на нестираючій Т. м.

Машини 2-го типу являють собою природні узагальнення Т. м. і можуть відрізнятися від них кількістю стрічок, головом тощо. Розглянемо деякі з них. 1) Багатоголовкові Т. м. Кожна з Γ такої машини оглядає певну комірку стрічки. Робота машини полягає в змінюванні стану ПК, виступаючи-небудь з оглядуваних комірок (можливо, всіх) і пересування якихось Γ (можливо, всіх) на одну комірку ліворуч або праворуч (різні Γ можуть зсуватися в різні боки). Крім того, має бути передбачено однозначність чинишу в оглядуванні комірок, коли кілька Γ оглядають ту саму комірку. 2) Багатострічкові Т. м. На кожній стрічці — одна або кілька головок. Робота багатострічкової машини залежить від виступа всіх оглядуваних комірок на всіх стрічках і аналогічна роботі багатоголовкової Т. м. 3) В Т. м. з багатоглибини стрічкою команди машини зберігають попередній вигляд (додається лише можливість зсувів Γ у кількох напрямках).

Будь-яку з цих трьох зазначених машин можна моделювати на Т. м. звичайного виду (з однією одновимірною стрічкою та однією Γ). Окремим випадком Т. м. з багатомірними обмеженнями лише з один бік стрічки є т. з. машини Мінського (або лічильникові машини) Зовні, алфавіт кожної стрічки машини Мінського унарний, на кожній стрічці — одна Γ . Кожна команда λ -стрічкової машини Мінського має вигляд: $q_1, \alpha_1 \dots \alpha_n \rightarrow q'R_1R_2 \dots R_n$, де α_i дорівнює «0» або «1» залежно від того, чи оглядає Γ на i -й стрічці саму ліву комірку. R_i задає зсув Γ на i -й стрічці, причому « \pm » природне обмеження: якщо $\alpha_i = 0$, то $R_i \in \{N, P\}$. Кодуючи аргумент і значення функції положенням Γ на одній із стрічок (якщо Γ оглядає x -ву комірку, то цим задається число x), на належній тристрічкової машини Мінського можна обчислити будь-яку частково рекурсивну функцію. На двострічкових машинах при зазначеному кодуванні чисел цього зробити неможливо, проте за складнішого кодування на двострічкових машинах також можна обчислювати будь-які частково рекурсивні функції.

Машини всіх зазначених вище видів такі, що їхню роботу цілком визначає та конфігурація, з якої машина починає працювати. Це різновид Т. м. Т. м. зі входом, робота яких залежить також від сигналів, одержу-

ваних ними ззовні. Здебільшого сигнали ззовні беруть з якогось скінченного алфавіту Σ , що його наз. алфавітом входних символів. Вважають, що Σ має «пусту» букву σ , а тому, якщо на вхід ніякий сигнал не надходить, це інтерпретують як надходження букви σ . Машини зі входом працюють аналогічно звичайній Т. м., при цьому команди машини мають вигляд $q\sigma\sigma \rightarrow q'a'R$, де $a, a' \in A, \sigma \in \Sigma$, тобто в кожному такті роботу машини визначають стан ПК, вміст оглядуваної комірки та вхідний символ, який надійшов у цьому такті. Якщо машини зі входом Σ дані ще й вихідний канал, по якому в певні моменти часу Σ може видавати символи в алфавіті Δ то Σ можна використати й для обчислювання операторів, які відображують нескінченні послідовності букв з Σ в нескінченні послідовності букв з Δ (див. *Поведінка автомата*). Машини зі входом під назвою Т. м. з оракулом використовують в інш. ситуації, щоб уточнити поняття *звідності* одних алгоритмів, проблем до інш. (щоб уточнити поняття відносних обчислень предикатів і функцій). У цьому разі роботу машини Σ зі входом інтерпретують так. Фіксують якусь підмножину Q можливих станів машини Σ (т. з. «запитувальні стани»), якийсь підалфавіт B зовн. алфавіту A й стандартний спосіб ϕ виділення слова в алфавіті B з конфігурації машини (напр., вилученням з конфігурації всіх букв, які не належать B); наразі фіксують певну ф-цію O (т. з. оракул), яка відображує будь-яке слово в алфавіті B у якийсь непустий вхідний символ машини Σ . Кожного разу, коли Σ перебуває в запитувальному стані, на вхід Σ надходить пустий символ. Якщо ж машина набуває стану $q \in Q$, то на вхід надходить непустий символ σ , який в значенням $O(P)$, де P — слово, одержуване за допомогою ϕ з конфігурації, в якій машина перебуває в цей момент. Якщо при цьому Σ обчислює якусь ф-цію f , то кажуть, що f зводиться до O . Викладену концепцію обчислень з оракулом можна застосувати лише в тому разі, коли оракул — функція зі скінченною множиною значень (напр., *предикат*). Для заг. випадку, коли O — довільна функція, яка відображує слова з алфавіту B на слова в алфавіті Σ , можливе аналогічне але технічно складніше описування

Лит. Тр а х т е н б р е т В. А. Алгоритмы и машинное решение задач М., 1960. Мальцев А. Н. Алгоритмы и рекурсивные функции. М., 1965 [610-209р с. 37, -381]. К л е е н е С. С. Introduction to metamathematics. New York — Toronto, 1952. З б б и х а у з Г. Д. [a in]. Машини Тьюринга и рекурсивные функции. Пер. с нем. М., 1972.

М. К. Валиев

УГОРСЬКИЙ МЕТОД — одна із методів розв'язування транспортної задачі.

УЗАГАЛЬНЕНИЙ ГРАДІЄНТНИЙ МЕТОД — метод мінімізації опуклих функцій, який не вимагає для своєї реалізації неперервності градієнта мінімізовуваної функції. Нехай $f(x)$ — опукла ф-ція, визначена в евклідовому n -вимірному просторі E^n (див. Простір абстрактний). Вектор $g(x_0) \in E^n$ наз. узагальненим градієнтом (субградієнтом) $f(x)$ в точці x_0 , якщо він при всіх $x \in E^n$ задовольняє нерівність $f(x) - f(x_0) \geq (g(x_0), x - x_0)$. У тих точках, де $f(x)$ диференційовна (як відомо, опукла ф-ція майже скрізь диференційовна), узагальнений градієнт визначається однозначно і збігається з градієнтом у цій точці. В решті точок узагальнений градієнт визначається неоднозначно й утворюють обмежену замкнену опуклу множину.

У. Г. М. наз. процедуру обчислювання послідовності $\{x_k\}_{k=1}^{\infty}$ за ф-лами такого виду:

$$x_{k+1} = x_k - h_k(x_k) g(x_k),$$

де $g(x_k)$ — один з узагальнених градієнтів у точці x_k , x_0 — задане початкове наближення, $h_k(x_k) > 0$. Нехай $f(x)$ досягає свого міім. значення m^* на якійсь обмеженій множині S^* . Тоді справджуються такі твердження

а) якщо

$$h_k(x_k) = \frac{a_k}{\|g(x_k)\|}; \quad a_k > 0;$$

$$\lim_{k \rightarrow \infty} a_k = 0; \quad \sum_{k=1}^{\infty} a_k = \infty, \quad \text{то} \quad \lim_{k \rightarrow \infty} f(x_k) = m^*.$$

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \min_{x \in S^*} \|x_k - x\| = 0.$$

б) якщо

$$h_k(x_k) = h_k, \quad \|g(x_k)\| \leq c, \quad c > 0;$$

$$h_k > 0; \quad k = 0, 1, \dots; \quad \lim_{k \rightarrow \infty} h_k = 0; \quad \sum_{k=1}^{\infty} h_k = \infty,$$

$$\text{то} \quad \lim_{k \rightarrow \infty} f(x_k) = m^*; \quad \lim_{k \rightarrow \infty} \min_{x \in S^*} \|x_k - x\| = 0.$$

в) якщо існує

$$\varphi, \quad \frac{\pi}{\gamma} \leq \varphi < \frac{\pi}{\gamma},$$

таке, що для

$$x \in E^n \quad (g(x), x - x^*(x)) \geq \cos \varphi \|g(x)\| \|x - x^*(x)\|,$$

де $x^*(x) \in S^*$; таке, що $\min_{y \in S^*} \|x - y\| = \|x - x^*(x)\|$.



$$h_k = \frac{a_k}{\|g(x_k)\|}, \quad a_k > \|x_0 - x^*(x)\| \cos \varphi,$$

$$a_{k+1} = a_k \cdot \sin \varphi; \quad k = 1, 2, \dots$$

то

$$\|x_k - x^*(x_k)\| \leq \frac{a_k}{\cos \varphi} = \frac{a_k \cdot \sin^k \varphi}{\cos \varphi}$$

У. Г. М. застосовують для розв'язування задач мінімаксного типу (див. *Мінімакс*), для реалізації схем декомпозиції в задачах лінійного й опуклого програмування, використовуючи метод штрафних функцій, для розв'язування задач мінімізації кусково-гладких опуклих ф-цій. Побудовано прискорені модифікації У. Г. М., які ґрунтуються на використанні операції розтягання простору й узагальнення У. Г. М. на певні класи неопуклих майже скрізь диференційовних ф-цій

УЗАГАЛЬНЕНІ ФУНКЦІЇ — лінійні неперервні функціонали, визначені в просторі K всіх дійсних функцій $f(x)$, які мають неперервні похідні всіх порядків і перетворюються на 0 поза якоюсь обмеженою областю (своєю для кожної з ф-цій $f(x)$). Простір K (див. Простір абстрактний) є лінійним і його наз. основним, а ф-ції, які йому належать, — основними. Розглядають і простір комплексних ф-цій $\varphi(x)$, що задовольняють зазначені умови; в цьому випадку лінійні неперервні функціонали (див. *Оператор*) наз. комплексними У. ф. Їх можна розглядати як функціонали і в інших осн. просторах. Кожна зячайна ф-ція $f(x)$, або, інтегрована в будь-якій скінченній n -вимірній області простору R_n (локально-інтегрована ф-ція), є узагальненою, бо вона визначає функціонал

$$(f, \varphi) = \int_{R_n} f(x) \varphi(x) dx$$

У. ф., що їх задають такими ф-лами, наз. регулярними, а решта — сингулярними. Регулярну У. ф. f , яка діє за ф-лою $(f, \varphi) = \int_{R_n} f(x) \varphi(x) dx = \int_{R_n} C \varphi(x) dx$, називають сталою C .

Оскільки звичайні локально-інтегровні ф-ції є частиною осн. сукупності У. ф., то й для У. ф. інколи зберігають позначення $f(x)$, однак тоді вже не можна говорити про

значення Y , ϕ , в окремих точках. Крім того, замість (f, ϕ) іноді пишуть $\int f(x) \phi(x) dx$,

$$\int_{L_n}$$

хоч в точки зору звичайного аналізу такий запис, загалом кажучи, не має сенсу.

До Y , ϕ належить, напри., *дельта-функція* $\delta(x)$ — функціонал, який ставить у відповідність ϕ -ції $\phi(x)$ число $\phi(0)$. Т.ч., $\delta(x)$, $\phi(x) = \phi(0)$. Часто трапляється й «згунута» дельта-функція — функціонал $\delta(x - x_0)$, визначуваний рівністю $\delta(x - x_0)$, $\phi(x) = \phi(x_0)$. Побудовано й Y , ϕ , що відповідають широкому класу ϕ -цій $f(x)$, які мають в окремих точках неінтегровані особливості, і сплітаються з $f(x)$ у всіх точках локальної інтегрованості $f(x)$ Y , ϕ мають ряд властивостей, яких нема у звичайних ϕ -цій. Напр., будь-яка Y , ϕ має позитивні всі порядки, які теж являють собою Y , ϕ .

Y , ϕ набули великого поширення в різних розділах математики. В нестрій формі Y , ϕ фізики застосовували вже давно. Вперше в явній (і тепер загальноприйнятій) формі Y , ϕ впровадив рад. математик С. Л. Соболев у 1936.

Літ. Гельфанд И. М., Шалов Г. Е. Обобщенные функции и действия над ними, т. 1 М., 1958 (Міст. стр. с. 431-432).

«УМІ-НХ» — малагабаритна керуюча цифрова обчислювальна машина для автоматизації керування виробничими процесами. Серійно її випускають з 1963. Побудовано «УМІ-НХ» на потенціальних малопотужних транзисторних схемах (загальна споживана потужність ЦОМ — 220 ват, в оперативному запам'ятовуальному пристрої використано мікросхемний інтегр. елементи. В машину вбудовано пристрій зв'язку з керованим об'єктом. У пристрої є перетворювач типу «назвуча — код», «код — назвуча» та «код — код».

Відмітна особливість машини — відносно висока експлуатаційна надійність (завдяки різкому зниженню енерг. рівня роботи елементів; осн. напруга живлення — 1,7 в). Система числення — двійкова, з фіксованою комою. Довжина слова — 15 двійкових розрядів (14 цифрових і 1 знаковий). Структура команд — двох- і трьохадресна. Час виконання операцій додавання — 200 мксек, множення — 1000 мксек, ділення — 1200 мксек. Кількість команд — 31. Особливістю системи команд є операція паузи, що перериває хід програми до надходження залучаючого імпульсу. Завдяки цьому машина може працювати в реальному масштабі часу. Характеристика ЗП: ємність блока програм — 2048 20-розрядних чисел; ємність довготривалого ЗП — 512 15-розрядних чисел; ємність оперативного ЗП — 256 15-розрядних чисел.

Введення даних: каналів введення аналогової інформації (від -5 до +5 в) — 8; каналів введення інформації від перетворювачів «код — код» з роздільною адатністю 11 двійкових розрядів — 8; розрядність цифрового входу — 15.

Виведення даних: каналів виведення аналогової інформації (0—5 в) — 8; каналів виве-

дення цифрової інформації — 4. Щоб розширити сферу застосування машини, розроблено нові, багатоканальні пристрої введення — введення, керуючий комплекс із змінною комплектацією на основі «УМІ-НХ» і малий дослідницький комплекс на основі машини «УМІ-НХ» та «МН-7». Щоб знизити вартість і підвищити технологічність і серійність «УМІ-НХ», проведено модернізацію (навісний монтаж замінено друкуванням, спрощено ашивання програм, поліпшено структурну схему), внаслідок чого вона стала однією з найдешевших вітчизняних керуючих обчисл. машин.

Літ. Вальков В. М. [та ін.]. Системи автоматического управления на базе УМІ-НХ «Объем опыта в автоматизации промышленности», 1969 в 4, Грубов В. И., Кардан В. С. Электронные вычислительные машины и микропроцессорные устройства. Справочник. М. 1969 (Обл. стр. с. 170-181).

Я. В. Бере, В. М. Вальков, Ф. Г. Старов, Ю. А. Чуринов.

УМОВИ СТАЦІОНАРНОСТІ — те саме, що й *оптимальності необхідні умови*.

УМОВИ ТРАНСВЕРСАЛЬНОСТІ — граничні умови, що дають змогу визначити положення мінімів кривої, яка надає екстремуму функціоналові, на поверхнях, яким належать кінці допустимих кривих (див. *Задача з рухливими мінімами*).

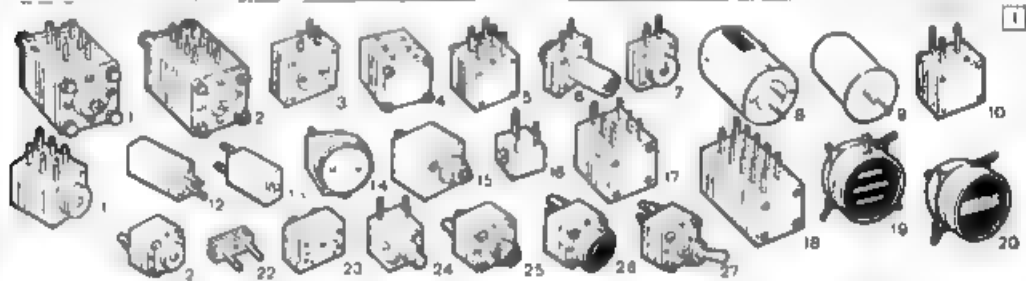
УНІВЕРСАЛЬНА СИСТЕМА ЕЛЕМЕНТІВ ПРОМІСЛОВОЇ ПНЕВМОАВТОМАТИКИ

(УСЕППА) — система, що складається з окремих конструктивно завершених пневматичних пристроїв (пневмоелементів), кожний з яких виконує строго визначену найпростішу (елементарну) операцію. До УСЕППА входять елементи, що дають змогу реалізовувати неперервні (аналогові), дискретні й неперервно-дискретні операції. Для реалізації неперервних операцій над сигналами, що приймають будь-які значення з робочого діапазону тиску (як правило, від 0 до $1,4 \pm 0,2$ кгс/см²), використовують елементи порівнювання (підсилювачі) на два й чотири входи, повторювачі без змінення, зі зміненням, із запам'ятовуванням сигналу тощо, пневмозимості постійні й змінні та пневмоопори (пневмодроселі) нерегульовані й регульовані. За їхньою допомогою створюються розв'язувальні підсилювачі й інерційні ланки (опір — ємність), які становлять основу аналогової пневматичної техніки.

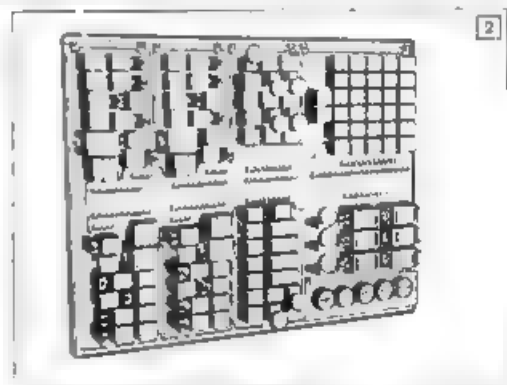
Для реалізації алгебричних і часових логічних операцій з сигналами, що приймають двоє значень (0 кгс/см² і тиск живлення), в системі використовують універсальні пневмореле (активний елемент) і спарений зворотний клапан (пасивний елемент). На їхній основі реалізуються елементарні логічні операції (І, АБО, НЕ, заборона тощо), які дають змогу створювати однотактні релейні (дискретні) схеми будь-якої складності, та часові операції, які можуть здійснюватись або з використанням природних затримок (інерційних ланок), або примусових затримок від зовнішніх пневмосигналів. Генератори й імпульсатори пневмосигналів та тризери з лічбовими і роздільними входами будують не на

глухі (замкнені) камері, тим часом як запам'ятовувальні пристрої й затримки дискретних сигналів на час дії зовнішнього пневмосигналу і тригер з лічбовим входом будують, використовуючи глуху камеру і т. п. Всі ці пристрої дають змогу створювати будинки багатотактні релейні схеми. Для реалізації неперервно-дискретних операцій у системі використовують пневмоклапани, комірку з запам'ятовуванням неперервного сигналу й лінійний пульсуючий опір. Ці елементи пристосовано для роботи і з неперервними,

типових секцій загальнопромислового призначення. Конструктивно їх також оформляють у вигляді стандартних виробів, застосовуваних при загальноприйнятому способі монтажу за допомогою з'єднувальних плат (листівому, ярусному та ін.). Такі набори універсальних модулів і секцій можуть утворювати свою систему агрегатів. Таким чином, агрегатний принцип набуває дальшого розвитку порівняно з агрегатною уніфікованою системою і сприяє одержанню ще більшого ефекту внаслідок застосування його.



і з дискретними сигналами. Вони дають змогу істотно розширити можливості побудови пристроїв пневмоавтоматики. До складу УСЕППА входять також елементи керування (задавач, кнопка, тумблер, пневмоелектроперетворювачі, електропневмоперетворювачі та ін.) й елементи сигналізації (бленхери, пневмоклапи, табло тощо). Всі елементи УСЕППА мають стандартні конолі (мал. 1), близькі за розмірами. В зв'язку з цим їх можна встановлювати на спец. монтажних платах. Ці плати складають з кількох шарів, на поверхні яких способом друку (фрезуванням, штампуванням, травленням і т. ін.) утворюються порожні канали (мал. 2). Укомплектовуючи плати універсальними елементами УСЕППА, будують пневматичні неперервні та перервні регулятори, які діють за різними, в тому числі й змінними, законами регулювання, системи автомат. оптимізації, різні релейні схеми лущу, керування та блокування, системи циклічної автоматизації, пристрої телемеханіки з кодуванням і декодуванням сигналів та ін. системи комплексної автоматизації. У різних системах можуть бути сотні й навіть тисячі елементів. Застосовуючи з пневмоавтоматики універсальні елементи, можна доповнювати УСЕППА новими елементами й модернізувати існуючі. Це розширює функціональні можливості системи й сприяє поліпшенню техніко-економічних показників пристроїв, а саме: скорочує строки створення та освоєння кожного нового приладу чи системи, зменшує вартість приладів, збільшує строки їхньої служби, бо в можливість замінювати несправні елементи, тощо. Ефективність УСЕППА ще більше підвищується при серійному виготовленні не лише універсальних елементів, а й найпростіших схем з елементів-модулів і



1. Набір елементів УСЕППА: 1, 2 — дво- і чотириходові піємодулі; 3 — грубий потужний повторювач; 4, 17, 23 — піємодулі в різних конструктивних виконаннях; 5, 10 — клапани (розвантажувальні, нерозвантажувальні); 6 — точний повторювач із виступом; 7 — точний повторювач; 8, 9 — піємодулі (регулювання й постійні); 11 — пам'ять неперервного сигналу; 12 — запам'ятовувач; 13, 14 — піємодулі (постійний і регульований); 15 — прослідковувач суматор; 16, 22 — старий зворотний клапан (нульовий з літучим диском); 18 — пам'ять дискретного сигналу; 19, 20 — індикатори (бленхери); 21 — кінцевий вимикач; 24, 25, 26 — пневмокнопки; 27 — пневмотумблер. 2. Загальний вигляд пневматичної системи керування на УСЕППА.

У практиці пневмоавтоматики з СРСР широко застосовують систему стандартних універсальних приладів «Старт», пристосовану переважно для побудови розгалужених систем стабілізації та оптимізації процесів і менш зручну для побудови дискретних систем керування. Таку саму агрегатну систему можна побудувати й з універсальних типових блоків циклічної автоматизації з використанням досконалих елементів (напр., таких, у яких

замість елементів з пружинними й рухомими деталями застосовуються струменеві й проточні елементи).

Дальше удосконалення пневмавтоматики йде двома напрямками: по шляху доповнювання й модернізації елементів з використанням нових принципів у галузі створення апаратури і по шляху створення нової агрегатної модульної системи засобів пневмавтоматики, яку будуть на досконалішій елементній базі й яка допускатиме застосування уніфікованих методів монтажу на всіх стадіях агрегації.

Літ. Берендс Т. К. та ін. Елементний принцип з пневматикоматик. «Приборостроение» 1963, № 11. Берендс Т. К., Фремова Т. К., Тагасєв С. А. Елементи і системи пневматоматики. М., 1964 (б.друк. с. 302). 081

UNCOL — універсальна машинно-орієнтована мова. Один з перших проєктів проміжної мови, призначеної бути посередником при трансляції з мов процедурно-орієнтованих на мови обчислювальних машин. Розроблено її 1960—61 в США. Цим терміном іноді називали проміжні

УПОРЯДКОВУВАННЯ МАСИВУ — розмішування елементів масиву в порядку монотонної зміни значення деякої ознаки. Див. *Операції над масивами, Сортування даних*.
«УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ И МАШИНЫ» — науково-виробничий журнал. Висвітлює теор. й прикладні питання заг. теорії й методології систем, архітектури керування систем і машин, інформаційного й матем. забезпечення АСУ, організації обчисл. процесу в системах управління й обробки даних, заг. принципів побудови ЕОМ і обчисл. комплексів для АСУ, елементних і алгоритмічних структур ЕОМ, контролю й надійності ЕОМ і систем, периферійного обладнання й засобів системного зв'язку, автоматизації проектування ЕОМ і систем та ін. Виходить двічі на рік рос. мовою.

«УРАЛ» — сімейство цифрових обчислювальних машин загальної призначення, орієнтованих на розв'язування інженерно-технічних і планово-економічних задач. Перші чотири моделі сімейства — «Урал-1», «Урал-2», «Урал-3» й «Урал-4» — були ламповими машинами, «Урал-11», «Урал-14» та «Урал-16» — напівпровідникові.

Створена 1957, «Урал-1» за продуктивністю відноситься до малих машин (в основному, інженерного застосування) і відзначалася дешевиною. Машина мала розвинену систему команд (кількох мінімальних форматів) з безумовною й умовною передачею керування, систему сигналізації й ручне керування, яке давало змогу стежити за виконанням програми і втручатися в хід її виконання для внесення виправлень у процес наладження. Осн. тех. характеристики машини: система числення — двійкова, форма представлення чисел — з фіксованою комою, розрядність — 36, система команд — одноадресна, швидкодія — 100 операцій за 1 сек. Оперативний ЗП машини на магн. барабані обсягом 1024 сло-

ва (швидкість обертання 6000 об/сек) доповнювався зоми, ЗП на магн. стрічці (40 тис. слів) і перфострічці (10 тис. слів). Як пристрій введення — виведення використовували клавішний друкувальний пристрій і пристрій на перфострічці.

У наступних моделях — «Урал-2», «Урал-3» та «Урал-4» запроваджено феритовий ЗП, розширено ємність зови. ЗП на барабані (8 × 8192 слів) і магн. стрічці (12 × 260 тис. слів) і значно розширено набір пристроїв введення — виведення. Характерно, що вже машини «Урал-2», «Урал-3» й «Урал-4» утворювали ряд програмно й апаратно сумісних моделей з комплектуванням за потребами застосування складом пристроїв, який дає змогу в певних межах варіювати продуктивність машини.

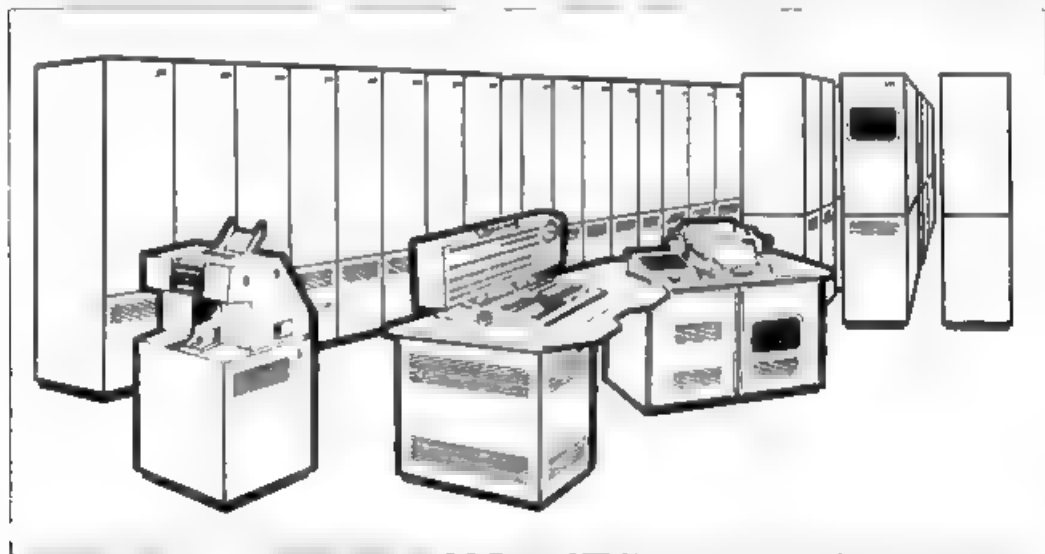
1964—71 створено також ряд програмно й апаратно сумісних моделей «Урал-11», «Урал-14» та «Урал-16» — на єдиній конструктивній, технологічній і схемній базі — з такими особливостями. Машини утворюють конструктивно, схемно й математично сумісний ряд ЕЦОМ різної продуктивності, в гнучкою блоковою структурою з широкою номенклатурою пристроїв зі стандартизованим способом підмикування, який дає змогу складати комплект машини, найбільш придатний для даного конкретного застосування; передбачені конструктивні та схемні можливості дають змогу комплектувати обчислювальні системи, що складаються з кількох машин; передбачені можливості резервування окремих пристроїв та машин забезпечують створення систем підвищеної надійності; система схемного захисту даних, незалежність програм від їхнього місця в пам'яті, система відносних адрес, розвинена система переривання й відповідна система команд дають змогу організувати одночасне розв'язування кількох задач, можливість роботи в режимах з плаваючою та фіксованою комою, у двійковій і десятковій системах числення, вибірка й виконання операцій із словами фіксованої та змінної довжини дають змогу ефективно розв'язувати планово-економічні, інформаційні й науково-технічні завдання; система апаратного контролю забезпечує контроль зберігання, адресації, передавання, введення, виведення та обробки даних; велика ємність оперативного ЗП з безпосередньою вибіркою слів змінної довжини, ефективні апаратні засоби контролю та захисту пам'яті, ступінчаста адресація, розвинена система переривань та припинень, можливість підняти пам'ять великої ємності з довільною вибіркою на магн. барабанах та дисках, наявність *двох часу*, апаратури спряження з каналами зв'язку і пульта операторів для зв'язку з машиною дає можливість будувати *рані обробки даних системи* колективного користування, що працюють у режимі *розподілу часу*; уніфікація елементів, блоків та пристроїв забезпечує добру технологічність серійного виробн. машин. Останні три моделі сімейства побудовано на напівпровідни-

кових елементах модульної конструкції, і за чисто формальними ознаками (елементи бази) їх треба віднести до електронних обчислювальних машин другого покоління, хоч у їхній архітектурі є багато рис, властивих машинам третього покоління.

Осн. тех. характеристика останньої моделі сімейства — машини «Урал-16» (мал.) такі: представлення даних — слова змінної довжини, числа з плаваючою комою, числа з фіксованою комою змінної розрядності, символи; довжина слова (у бітах) — 1, 2, ..., 48; дов-

жину — до 2,2 млн. біт за 1 сек. алфавітно-цифровий друкувальний пристрій — 800 рядків за 1 хв. 6-й екранний пульт — пристрій індикації, призначений для реалізації діалога режиму — з макс. обсягом відтворюваних даних — 2048 символів.

Осн. системи матем. забезпечення останніх моделей сімейства «Урал» становить універсальна програма-диспетчер, що виконує функції операційної системи. До складу матем. забезпечення входить також автокод АРМУ, який забезпечує повну сумішувальність



Цифрова обчислювальна машина «Урал-16».

жина масиву інформації (у бітах) — 24, 48, ..., 98 304; розрядність чисел з фіксованою комою — 1, 2, ..., 48, з плаваючою комою — мантиса 39, порядок 7; система числення — двійкова, система команд — 300 одноадресних команд, система адресації — відносна, ступінчаста (номер масиву — початок підмасиву — відносна адреса слова заданої довжини); час виконання операцій: додавання 48 розрядних слів — 10 мксек, множення 30 мксек; кількість каналів сигналів переривання — 64 + 24; кількість рівнів переривання — 64. Операційний ЗП — на феритових осердях, ємність 131—524 тис. слів, довж. ЗП на магн. барабані — 98 + 784 тис. слів, на магн. дисках — 5 + 40 млн. слів, на магн. стрічках — 8 + 48 млн. слів (слова довжиною 24 + 2 біти). Як пристрої введення використовують пристрої на перфокартах — 700 карт за 1 хв. на перфострічці — 1000 рядків за 1 сек. введення з каналів зв'язку — до 2,2 млн. біт за 1 сек. Як пристрої виведення використовують друкувальний пристрій продуктивністю 400 рядків (по 128 знаків) за 1 хв., пристрій на перфокартах — 110 карт за 1 хв. вихідний перфоратор — 80 рядків за 1 сек. виведення в канали зв'яз-

ки програм від меншої моделі до більшої й яви-суюванія на ньому алгоритмів розв'язування певного кола задач АРМУ забезпечує записування програм для роботи з словами й масивами змінної довжини, виконання операцій над числами у двійковій і десятковій системах числення з плаваючою й фіксованою комою. В системі матем. забезпечення передбачено транслятор з АРМУ на машинну мову, т. програми наладження на рівні мов машин та автокоду АРМУ. Для виявлення несправностей є набір тест-програм. Бібліотека програм, що має стандартні програми й програми розв'язування різних задач, комплектується з програм, написаних мовами окремих ЕОМ, АРМУ, АЛГОЛ 60, АЛГАСС та АЛГЕК. Передбачено розширення бібліотеки за рахунок програм, написаних іншими мовами й автокодами, після розробки відповідних трансляторів з цих мов на мову АРМУ.

Лит. Бураков М. В. Опыт эксплуатации цифровой вычислительной машины «Урал». М., 1982. Машины вычислительные цифровые «Урал-11», «Урал-14», «Урал-16». В кн. Изделия радиопромышленности. Каталог, т. 4. Вычислительная техника. Выпуск. Электронные цифровые вычислительные машины общего назначения М., 1968.

П. В. Походило.



ФАЗОВІ КООРДИНАТИ — координати, які повністю описують положення точки у фазовому просторі. Відомо, що дифер. рівняння руху точки, одержані на підставі фіз. законів, мають звичайно порядок, вищий за перший. Звідси додаткові зміни, можна систему звичайних дифер. рівнянь звести до системи порогового порядку. При цьому нові змінні мають, як правило, фіз. зміст: імпульси, моменти тощо. Простір векторів, у якому кожний вектор описується початковими і знову введеними коорд., наз. **фазовим простором**, а коорд. точки — **Ф. к.**

Абстрагуючись від походження системи, часто (напр., в *оптимального керування теорії*) коорд. будь-якої системи, яку можна описати звичайними дифер. рівняннями 1-го порядку, називають **Ф. к. В. М. Пінсевич**.

ФАЗОВІ ОБМЕЖЕННЯ — обмеження на розв'язки (траєкторії) системи диференціальних рівнянь у задачах *оптимального керування теорії*. Ці обмеження задають вимогу, щоб розглядувані траєкторії не залишали якоїсь заданої області простору. Найчастіше ці обмеження для всіх моментів часу задають у вигляді нерівності $g(x(t)) \leq 0$, де $g(x)$ — якась Ф-ція **фазових координат** x , а $x(t)$ — значення фазових координат об'єкта в момент часу t .

ФАЗОВОГО ПРОСТОРУ МЕТОД — метод досліджування динамічних систем, оснований на визначенні можливих рухів системи у фазовому просторі. Фазовим простором (простором станів) наз. простір змінних x_1, \dots, x_n динамічної системи, описуваної дифер. рівняннями

$$\frac{dx_k}{dt} = X_k(x_1, \dots, x_n), \quad k=1, \dots, n. \quad (1)$$

Тут x_k — залежні змінні, t — незалежна змінна (час), X_k — функції, які задовольняють при заданих для $t = t_0$ початкових значеннях

$$x_1 = x_1^0; \dots; x_n = x_n^0 \quad (2)$$

умови існування розв'язків

$$x_k = \varphi_k(x_1^0, \dots, x_n^0; t - t_0), \quad k=1, \dots, n. \quad (3)$$

У просторі x_1, \dots, x_n значення функцій (3) представляють координати зображувальної точки, яка при зміні часу t (якщо його розгля-

дати як параметр) описує фазову траєкторію. Сукупності всіх можливих початкових значень відповідає сукупність фазових траєкторій, яка утворює в просторі x_1, \dots, x_n фазову картину (портрет) руху.

Точки фазового простору, для яких $X_k(x_1, \dots, x_n) = 0$ ($k=1, \dots, n$), наз. особливими точками, вони зображають стани рівноваги системи. Особливі точки можуть бути ізольованими або складати якусь область (напр., відрізок або пластинку). Замкнені фазові траєкторії, для яких

$$\varphi_k(x_1^0, \dots, x_n^0; t_0) = \varphi_k(x_1^0, \dots, x_n^0; t_0 + \tau), \quad k=1, \dots, n,$$

зображають періодичні рухи системи періоду τ і можуть бути ізольованими або утворювати якусь область (напр., кільце або тор). Особливі точки та замкнені траєкторії можуть бути стійкими або нестійкими, залежно від того, чи є вони елементами притягання чи відштовхування для навколишніх траєкторій. Поверхні у фазовому просторі, які правлять за елементами притягання або відштовхування для всіх навколишніх траєкторій, наз. сепаратрисними.

Ф. п. м. полягає у визначенні фазових траєкторій або всієї фазової картини руху, яка характеризує такі властивості системи, як існування та стійкість рухів, що встановились, характер перехідних рухів тощо. Метод є найбільш шкідливий, якщо система (1) має другий порядок і якщо її фазовий простір — площина. Нехай система описується рівняннями

$$\left. \begin{aligned} \frac{dx_1}{dt} &= a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + P(x_1, x_2); \\ \frac{dx_2}{dt} &= a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + Q(x_1, x_2), \end{aligned} \right\} \quad (4)$$

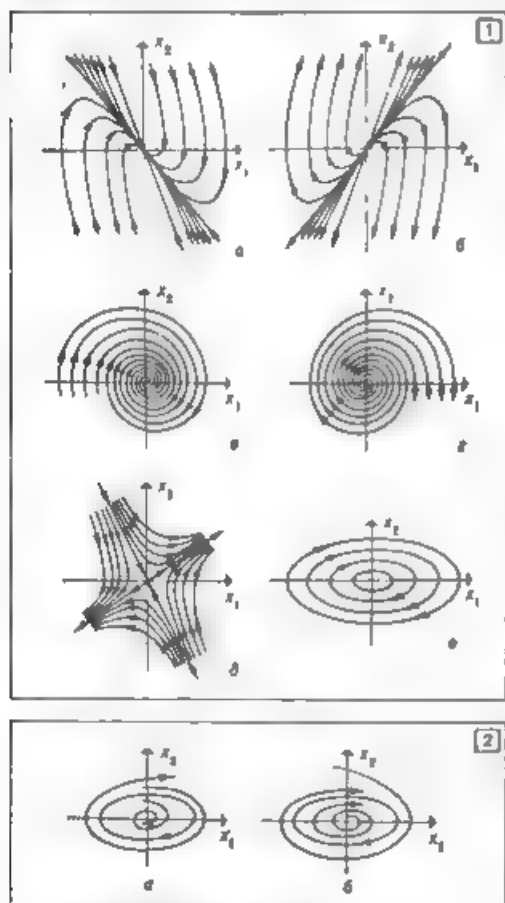
де a_{ij} — постійні коефіцієнти; $a_{11}a_{22} - a_{12}a_{21} \neq 0$; P, Q — члени, які перетворюються на початку координат на нуль принаймні як нескінченно малі другого порядку. Позначимо через λ_1, λ_2 корені характеристичного рівняння

$$D(\lambda) \equiv \begin{vmatrix} a_{11} - \lambda & a_{12} \\ a_{21} & a_{22} - \lambda \end{vmatrix} = 0. \quad (5)$$

Франц. математик А. Пуанкаре (1854 — 1912) показав, що система (4) може мати особливі точки таких типів: 1) стійкий вузол (якщо λ_1 і λ_2 — дійсні від'ємні), в який періодично залізаються навколишні траєкторії; 2) нестійкий вузол (якщо λ_1 і λ_2 — дійсні додатні), від якого траєкторії аперіодично розходяться; 3) стійкий фокус (якщо λ_1 і λ_2 — комплексні з від'ємними дійсними частинами), на який траєкторії замотуються спіралями; 4) нестійкий фокус (якщо λ_1 і λ_2 — комплексні з додатними дійсними частинами), з якого траєкторії розмотуються спіралями; 5) сідло (якщо λ_1 і λ_2 — дійсні різних знаків), з яке

входять дві і в якого виходять дві траєкторії, а решта траєкторій з ним не стикаються; б) можливий фокус або центр (якщо λ_1 і λ_2 — чисто уявні), залежно від виду Φ -цій P та Q ; в тому разі, якщо особлива точка — центр, її оточують замкнені траєкторії, які, крім однієї, замикаються в одну (мал. 1). Ізольовані замкнені траєкторії Пуанкаре називають граничними циклами (мал. 2).

Якщо $P \equiv 0$, $Q \equiv 0$, то система (4) є лінійною, тип її особливих точок зберігається, характерні для них траєкторії охо-



1. Типи особливих точок. а — сідловий вузол; б — нестійкий вузол; в — стійкий фокус; г — нестійкий фокус; д — сідло; е — центр.
2. Граничні цикли: а — нестійкий; б — стійкий.

люють усю площину x_1, x_2 у випадку чисто уявних коренів в певно центр, граничних циклів бути не може. Якщо P і Q — кусково-лінійні функції, то система (4) являє собою ряд підсистем лінійних дифер. рівнянь, кожна з яких справджується в певній області q_i площини x_1, x_2 ; в кожній області q_i фазові траєкторії можна визначити як частину траєкторій відповідної лінійної системи; визначенням траєкторій, які належать окремим об-

ластям q_i , визначаються траєкторії на всій площині x_1, x_2 . Для побудови фазових траєкторій використовують також графічні та графо-аналітичні методи й методи моделювання.

Поведінка розв'язку нестационарних та неавтономних систем дифер. рівнянь, праві частини яких залежать явно від часу t , визначається на множині моментів часу T та множині сталих X ; у цьому разі під фазовим простором (простором подій) розуміють множини $T \times X$.

Лит. Нешанкин В. В. Ставинов В. В. Качественная теория дифференциальных уравнений. М., 1949 [бібліогр. с. 541—546]; Андронов А. А., Витт А. А., Хазанов С. В. Теория колебаний. М., 1959 [бібліогр. с. 905—912]; Нешанкин В. А. Точные аналитические методы в теории нелинейных автоматических систем. Л., 1947 [бібліогр. с. 438—447]; Флюгге-Лотц И. Введение в теорию фазовой плоскости в теории релейных систем. Пер с англ. М., 1959.

Р. А. Нешанкин, **ФАКТОГРАФІЧНА ІНФОРМАЦІЙНО-ПОШУКОВА СИСТЕМА** — див. Інформаційно-пошукова система фактографічна.

ФАКТОРИЗАЦІЙНИЙ МЕТОД — метод розв'язування крайових задач для лінійних диференціальних (чи різницевих) рівнянь або систем таких рівнянь. Цей метод зводить початкову крайову задачу до двох задач Коші, які наз. крими і зворотними ходами факторизації. Напр., розв'язування Ф. м. крайової задачі для системи різницевих рівнянь 2-го порядку $A_k u_{k+1} + B_k u_k + C_k u_{k-1} = f_k$, $k = 1, \dots, N-1$ з крайовими умовами $B_0 u_0 + C_0 u_{-1} = f_0$, $A_N u_N + B_N u_{N-1} = f_N$ зводиться до обчислювання допоміжних матриць P_0, P_1, \dots, P_{N-1} і векторів q_0, q_1, \dots, q_{N-1} за рекурентною системою (прямий хід факторизації)

$$P_0 = -B_0^{-1}C_0, \quad q_0 = B_0^{-1}f_0;$$

$$P_k = -(A_k P_{k-1} + B_k)^{-1}C_k,$$

$$q_k = (A_k P_{k-1} + B_k)^{-1}(f_k - A_k q_{k-1})$$

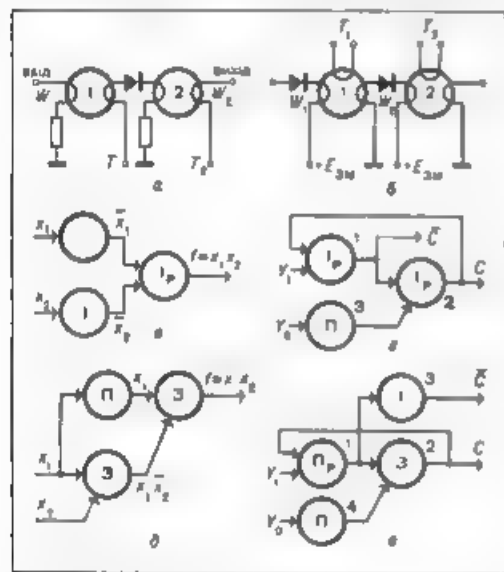
і до обчислювання розв'язку u_N, u_{N-1}, \dots, u_0 початкової крайової задачі за рекурентною системою (зворотний хід факторизації)

$$u_N = (A_N P_{N-1} + B_N)^{-1}(f_N - A_N q_{N-1});$$

$$u_k = P_k u_{k+1} + q_k.$$

Ф. м. тісно пов'язаний з методом виключення Гаусса (див. Лінійних алгебричних систем рівнянь способи розв'язування) і в разі різницевих рівнянь є одним з варіантів чисельної реалізації методу Гаусса для розв'язування відповідної системи лінійних алгебр. рівнянь. Ф. м. поширюється й на крайові задачі для систем дифер. чи різницевих рівнянь високих порядків. Обчислювальні схеми Ф. м. легко програмуються на ЕОМ, не потребують великого обсягу запам'ятовувального пристрою й досить часто становлять стійкий (див. Стійкість різницевих схем) обчисл. процес.
Лит. Шамаанский В. В. Методы численного решения краевых задач на ЭЦВМ, ч. 1. К., 1963 [бібліогр. с. 192—194].
М. Ф. Вейко

ФЕРИТ-ДІОДНА СИСТЕМА ЕЛЕМЕНТІВ — система, основана на використанні феритових осердь та діодів. В усіх схемах ферит-діодних елементів феритові осердя відіграють роль *запам'ятовувальних елементів*, що зберігають протягом певного часу інформацію, а діоди виконують допоміжні функції як елементи кіл зв'язку, керування тощо. Звичайно у Ф.-д. с. а. використовують феритові осердя в прямокутній петлею гістерезису, які після перемагнічування за відсутності намагнічувального поля перебувають в оди-



Схеми на ферит-діодних елементах.

му з двох можливих стійких станів, відповідних значенням залишкової індукції. Різні полярності залишкової індукції використовують для подавання «0» й «1» у двійковій системі числення.

За способом зчитування запам'ятовуваної інформації ферит-діодні елементи поділяють на дросельні й трансформаторні. У схемі елемента дросельного типу (мал., а) керування зчитуванням та просуванням інформації здійснюють двополярні тактуючі серії імпульсів T_1 і T_2 , асунуті одна відносно одної на півперіода. Якщо осердя комірки 1 перебуває в стані, відповідному логіч. одиниці, то після надходження позитивного імпульсу серії T_1 воно перемагнічується в стан нуля. При цьому запам'ятовувальний дросель споживає значну енергію перемагнічувального імпульсу. В результаті струм, який надходить в обмотку запису W_1 комірки 2, малий: він визначає рівень завад у ферит-діодних елементах дросельного типу. Якщо ж у комірку 1 не було записано «1», то протягом позитивного півперіоду тактуючої серії T_1 осердя комірки 1 перемагнічується не буде, а в обмотці запису W_1 комірки 2 явиться сильний струм і перемагне осердя

з устан одиниці. Т. ч., комірка ферит-діодного елемента дросельного типу інвертує вхідну інформацію.

В елементах трансформаторного типу (мал., б) просування інформації здійснюється при почерговому діянні тактових імпульсів струму T_1 і T_2 з напруги від осердя 2. Полярність обмоток і тактуючих імпульсів обрано так, що ці імпульси прагнуть перевести осердя зі стану «1» у стан «0», тобто зчитують одиницю. При цьому, якщо в осерді раніше було записано «1», то з надходженням тактового імпульсу в обмотці виходу W_2 цього осердя наводиться ерс такої полярності, що далі осердя перемагнічується у стан «1». Т. ч., ферит-діодні елементи трансформаторного типу працюють у режимі повторювачів вхідної інформації. При зчитуванні з осердя раніше записаної «1», крім ерс, що наводиться в обмотці виходу W_2 , й необхідної для правильного передавання інформації, в обмотці запису W_1 наводиться й ерс, яка відіграє роль завади. Щоб усунути заваду, використовують джерело напруги $E_{зм}$ або компенсуючий резистор R , через який обмотки запису та виходу елемента підключають до землі. У другому випадку зворотний рух інформації виключається за рахунок падіння напруги на спільному резисторі R , що компенсує ерс, яка наводиться в обмотці запису W_1 під час зчитування «1» в осердя.

Щоб усунути вплив зворотного зв'язку й підвищити швидкість роботи, застосовують тритактні схеми ферит-діодних елементів. У таких схемах просування інформації організовується за допомогою трьох тактуючих серій. При цьому або перекривають імпульси тактуючих серій у часі, або застосовують компенсуючі обмотки, завдяки чому в момент зчитування інформації з якогось осердя попереднє осердя перебуває під дією ще не скінченого з цього тактового або компенсуючого імпульсу струму в стані «0». При такому способі усунення впливу зворотного зв'язку на кожну одиницю інформації потрібно три осердя, а загальний час асуву інформації становить три такти. Вадами тритактних схем є відносна складність, структурна надмірність і невисока швидкість.

Оси, логічні схеми на ферит-діодних елементах реалізують по-різному залежно від типу елемента. Елементи трансформаторного типу повторюють вхідну інформацію, тому диз'юнкція реалізується на вході обмотки запису такого елемента за допомогою діодів поділу, які водночас є діодами вихідних обмоток елементів, що утворюють аргументи диз'юнкції. В елементах дросельного типу для реалізації диз'юнкції в чистому вигляді необхідна повторна інверсія, бо дросельна комірка працює як інвертор. Щоб здійснити інверсію в елементах трансформаторного типу, використовують елемент заборони (див. Ферит-транзисторна система елементів). Кон'юнкція в елементах дросельного типу реалізується на основі трьох елементів

розділення з інверсією (мал., е); тут I — інвертор, x_1, x_2 — вхідні сигнали, I_p — функція розподілу з інверсією. Для організації цієї самої функції на елементах трансформаторного типу (мал., д) потрібні два елементи заборони й елемент розподілу.

Тригер з розділними входами на ферит-діодних елементах трансформаторного типу складається з чотирьох елементів (мал., е). Елемент виконує лише роль затримки, необхідної в тригері для правильного обміну інформацією з логіч. елементами. Елемент 3 використовують для формування інверсного виходу тригера С.

На відміну від тригера на трансформаторних елементах у коді тригера на дросельних елементах (мал., з; тут П-повторювач, Y_1 — вхідний сигнал) утворюється сигнал інверсного виходу С. Елемент затримки 3 також служить для затримки сигналу Y_2 . Щоб синхронізувати сигнали виходів С та \bar{C} , як і в триєрі на трансформаторних елементах, необхідно ввести до схеми ще один елемент-повторювач для затримки сигналу \bar{C} на один такт. Ферит-діодні елементи трансформаторного й дросельного типів мало відрізняються одні від одних щодо швидкості та апаратних витрат при побудові з них логіч. вузлів. Проте трансформаторні елементи чутливіші до різниці у величинах підмagnetних навантажень, ніж аналогічні дросельні.

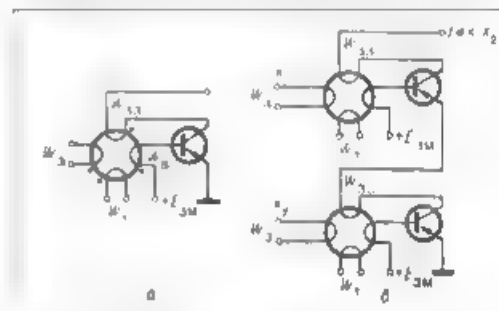
Достоїнствами ферит-діодних елементів є їхня простота, висока однорідність кід інформаційних і тактових сигналів та невелика кількість типів стандартних елементів. Вадими — необхідність боротьби з завадами, велика витрата потужності в тактових серіях, мала навантажувальна здатність і низька технологічність при серійному виробництві — через наявність осердя з обмотками. Незважаючи на ці неді, ферит-діодні елементи застосовували при побудові вузлів ЦОМ і систем автоматики. З повною потенціальних елементних систем, особливо в інтегральному виконанні, такі елементи використовують дуже обмежено.

Дит. Рабинович З. І. Елементарні операції з вычислительных машинах Н. 1966 (Бібл.огр. с. 299-301) Ион и И. П. Магнитные элементы дискретного действия. М., 1968 Г. І Корнченко.

ФЕРИТ-ТРАНЗИСТОРНА СИСТЕМА ЕЛЕМЕНТІВ — набір логічних елементів, що їх виконують, використовуючи феритові осердя й транзистори. Ферит-транзисторний елемент складається з комірки запам'ятовуванняного пристрою та чотирьох полюсників зв'язку. Роль комірки ЗП відіграють звичайно феритові осердя з прямокутною петлею гістерезису, які після перемагнічування та зниження намагнічувального поля перебувають в одному з двох можливих стійких станів, відповідних двом полярностям залишкової індукції. Різні полярності залишкової індукції використовують для позначення нуля та одиниці у двійковій системі числення. Чотирьохполюсний зв'язок, виконаний на основі транзистора, забезпечує передачу інформації

в потрібному напрямі, погоджує комірку ЗП з навантаженнями і бере участь у формуванні імпульсного сигналу, збільшуючи його потужність кошту енергії зовнішніх джерел живлення.

Керування просуванням інформації в логіч. колах на ферит-транзисторних елементах здійснюється за двотактною схемою, в якій у два послідовно з'єднаних елементи тактові сигнали приходять зсунутими на півперіода. В перший такт у комірку ЗП ферит-транзис-



Ферит-транзисторні елементи: а — принципова схема елемента б — схема розділення кон юнкції

торного елемента (мал. а) записується одиниця, якщо одиниця була в попередньому елементі. Записування проводиться імпульсом струму в обмотку запису W_2 , а виходу попереднього каскаду. В наступний такт у тактову обмотку W_1 надходить сигнал опитування. Однак струм імпульсу опитування тільки починає перемагнічувати осердя в стану одиниці в стан нуля. Подальше перемагнічування здійснюється, гол. чин., за рахунок енергії живлення транзистора. Наведена у вихідній обмотці (базової) обмотки W_4 напруга спричиняє відкриття транзистора, закритого раніше напругою зміщення $E_{зм}$. Струм, який з'являється в колекторі, проходячи по обмотці зворотного зв'язку $W_{зв}$, викликає подальшу зміну індукції в осерді з тому ж напрямі, в якому діє імпульс опитування, а вже це веде до збільшення напруги, і на вихідній обмотці W_4 розвивається лавинopodobний процес, який не припиняється до повного перемагнічення осердя в нуль. Після цього напруга на базовій обмотці транзистора W_4 зменшується до нуля, і транзистор закривається. Зчитування одиниці в цьому елементі передбачає записування одиниці в наступний каскад, тобто ферит-транзисторний елемент повторює інформацію, записану на вході. Тому на цих елементах легко реалізувати операцію диз'юнкції, виконану за допомогою елемента, який має відповідну кількість обмоток записування. Якщо хоч на одну обмотку надходить одиничний сигнал з попереднього каскаду, одиниця записується в комірку ЗП елемента. Щоб узгоджувати між колами сигнали аргументів, застосовують у міру потреби буферні елементи — повторювачі

Якщо в схемі, яка реалізує дві'юнкцію двох аргументів, одну з обмоток записування звикнути назустріч другій, то ця схема буде працювати як елемент заборони. У цьому разі в комірку ЗП ферит-транзисторного елемента буде записано одиницю тільки тоді, якщо буде сигнал на нормально звикненій обмотці записування і не буде сигналу на зустрічній звикненій вихідній обмотці заборони. В протилежному разі (тобто, якщо є одночасно обидва числа) мали поля, створювані струмами сигналів на обмотках записування і заборони, направлені назустріч одне одному і взаємно компенсуються. Якщо ж на обмотку записування подати тактуючу серію імпульсів попереднього каскаду, то одержимо схему, яка реалізує операцію інверсії.

На ферит-транзисторних елементах легко реалізувати й операцію кон'юнкції. Ця схема складається з запам'ятовувальних комірок в послідовно з'єднаних транзисторах (мал., б; тут f — реалізовувана функція, x_1 та x_2 — вхідні сигнали), число яких дорівнює числу аргументів. Якщо у всі комірки попередньо записано одиницю, то при зчитуванні всі транзистори відкриваються, і в навантаження надходить вхідний сигнал. Коли під час зчитування хоч одна комірка перебуватиме у стані, який відповідає записові нуля, то загальне коло виходу схеми вийде розімкненим і вихідного сигналу не буде.

Побудова тригерів на ферит-транзисторних елементах у принципі не відрізняється від аналогічних схем на ферит-діодних елементах трансформаторного типу (див. *Ферит-діодна система елементів*). Для побудови логіч. схем на ферит-транзисторних елементах використовують значну кількість апаратури. Однак добрі тех. характеристики (задавальність, підсилення вхідного сигналу, надійність та мале споживання енергії по тактових каналах), дають можливість будувати багатообмоткові ферит-транзисторні елементи, які мають кілька обмоток записування й обмоток заборони та реалізують досить складні логіч. функції.

Ф.-т. с. є через простоту налаштування й контролю працездатності побудованих на них пристроїв широко використовували при побудові різних логіч. пристроїв обчислювальної техніки, особливо спеціалізованих ЦОМ і пристроїв систем автоматизації. Однак після появи твердотілих та гібридних інтегральних схем Ф.-т. с. в. застосовують значно рідше.

Лит.: Рабконович З. Л. Электронные операции в вычислительных машинах. К., 1968 [бібліогр. с. 299-301] Ионов П. П. Магнитные элементы дискретного действия. М., 1968. Г. І. Корнієнко «ФЕФРАНТИ» (Fefranti, Ltd) англійська електротехнічна фірма, що випускає керуючі обчислювальні машини для промисловості й машини спец. призначення, системи цифрового програмного керування, пристрої відображення інформації, системи навігації, інтегральні схеми тощо. Розробляє ЕОМ з 1948. Осн. продукція останніх років — малобаритні керуючі машини на інтеграль-

них схемах серії «Argus» — моделі 400, 500 і 600, а також мініатюрна машина спец. призначення FM-1600-B. Відділ систем автоматизації фірми розробляє машини «Argus» і матем. забезпечення до них (на з-ді Віттенштейна, у передмісті Манчестера), відділ цифрових систем випускає машини FM-1600-B (на в-ді у м. Брекнелла).

Лит.: Ионов Ю. И. Электронная вычислительная техника и капиталистическая экономика М., 1968 Зейдлер В. И., Матвеев К. И., Тароватая К. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1970 г. М., 1970. С. Ф. Новобосенский.

ФІКСАТОР, адреса другого рангу, шепряма адреса — адреса (ім'я), вмістом (значенням) якої є адреса операанда. Використання Ф. у мові програмування дає змогу представляти програми у вигляді, що не залежить від місця розташування їх у пам'яті ЦОМ, від місця розташування оброблюваних масивів та від їхньої розмірності. Див. також Адреса у програмуванні.

ФІКСОВАНА КОМА — див. Арифметика в фіксованому коді.

ФІЛОСОФСЬКІ ПИТАННЯ КІБЕРНЕТИКИ — питання, пов'язані з осмисленням вкладки кібернетики в науковий світогляд і загальну методологію науки. Філософське значення кібернетики полягає, гол. чин., у тому, що вона відкрила для дослідження точними — матем. і природничо-наук. — засобами сторону реального світу, яка належить до процесів керування та інформаційних процесів, нагайперд, у складних системах керування. Виникнення кібернетики, розвиток наук. дисциплін, які входять у неї або тісно пов'язані з нею (інформаційна теорія, логіка математична й алгоритмічна теорія, програмування лінійне й програмування динамічне, ігор теорія й операційне дослідження, лінійна й математична, семантика логічна й семіотика), теор. і практичні роботи, які стосуються створення й матем. забезпечення ЕОМ — головної тех. бази кібернетики, а також проширення методів та ідей математики, кібернетики й логіки в біол., економ. та ін. науки висувають цілий комплекс пізнавальних проблем. Спочатку деякі представники наукової, зокрема філософської, громадськості неправильно розуміли кібернетику, й потрібна була велика робота, щоб роз'яснити хибність і шкідливість висловлюваних ними поглядів на кібернетику як на «математику». Важливе значення для подолання цих поглядів мало видання рос. мовою основоположних книг Н. Вінера, У.-Р. Ешбі, А. Тьюрінга, Дж. фон Неймана та ін. зарубіжних авторів, а також перших вітчизняних книжок з кібернетики та її заг. питань.

У рад. науці, починаючи з середини 50-х років 20 ст., проведено велику роботу в гносеологічного аналізу й загальнометодологічного обґрунтування кібернетики. Ця робота йшла на фоні формування осн. напрямів кібернетики й розгортання наук. досліджень у її різних галузях. У розробці Ф. в. н. взяли

участь і провідні рад. представники цього напрямку і пов'язаних з ним наук (П. К. Анохін, А. І. Берг, М. О. Бернштейн, В. М. Глушков, В. В. Гнеденко, А. М. Колмогоров, О. А. Ляпунов, В. В. Парін, С. В. Яблонський та ін.), і філософів (Л. Б. Жаєнов, В. В. Бірюков, Е. Я. Кольман, І. В. Новик, О. Г. Спіркін, В. С. Тютін, А. Д. Уреух, Б. С. Українцев та ін.).

Розробки Ф. н. н. в СРСР та ін. країнах соціалізму проводяться на засадах діалектичного матеріалізму. На розробку Ф. н. н. на Заході впливають різні напрями ідеалістичної філософії. Так, представники неомієму намагаються витлумачити нерозв'язні загальнотеор. проблеми кібернетики в дусі спіритуалізму, неопозитивізму, по суті, заперечують значення здобутків кібернетики для наукового світогляду. Та все-таки стихійно-діалектична й матеріалістична засада проклала собі шлях у спец. природничо-наукових працях видатних зарубіжних спеціалістів з кібернетики (Н. Вієра, У. Р. Ешбі, Дж. Фолі Неймана). Проте в деяких із цих праць трапляються методологічно неприйнятні погляди (особливо на питання про «мислячі машини» й на соціальне значення розвитку кібернетичної техніки). Їх часто-густо використовують буржуазні ідеологи, які пишуть про майбутню «вру роботу» і про підпорядкування людей кібернетичним машинам, яке начебто настає.

Осн. напрями досліджень в області Ф. н. н. полягають в аналізі кібернетики як комплексного наукового напрямку, у визначенні її місця в системі наукового знання, в здійсненні світоглядного, методологічного й логіко-гносеологічного аналізу осн. ідей, понять, результатів, методів і теорій кібернетики, у використанні досягнень кібернетики для збагачення філософських категорій та принципів, у методологічному аналізі встановлень кібернетики в різних галузях природничих і гуманітарних наук, техніки й нар. г-ва в філософсько-прогностичному аналізі перспектив дальшого розвитку осн. напрямів кібернетики; в розкритті соціальних аспектів кібернетики й кібернетичної техніки та її тех. засобів (особливо електронної обчисл., керуної та інформаційно-логіч. техніки) та в розв'язанні проблем соціального розвитку (див. *Соціологічні питання кібернетики*).

У в'язуванні предмету кібернетики фундаментальну роль відіграли праці рад. учених. Початкова характеристика кібернетики амер. математиком Н. Вієром (1894-1964) як теорії керування й зв'язку з машинами і живих організмів набула розвитку в ряді ідейних напрямів. Серед них — напрями, що репрезентують кібернетику як науку про заг. закони перетворення інформації в складних керуючих системах (В. М. Глушков, А. М. Колмогоров), як заг. теорію причинних сіток, трактованих з точністю до ізоморфізму (А. А. Марков), як науку про заг. закономірності процесів керування й будови систем,

у яких вона здійснюється (О. А. Ляпунов, С. В. Яблонський), і як науку про процес керування в складних динамічних системах, засновану на теор. основах математики й логіки та застосуванні засобів сучас. автоматизованої обчислювальної техніки (А. І. Берг). При цьому, виходячи з розгляду об'єктивних умов виникнення кібернетики (автоматизація виробництва, ускладнення суспільних зв'язків і зростання ролі управління в різних сферах суспільного виробництва й соціального життя, насаперед в економічній сфері) та її теор. і тех. джерел (радіоелектроніка, ряд важливих розділів математики, во-крема статистик. методи, матем. логіка, а також нейрофізіологія, психологія тощо), було показано, що поява в середині 20 ст. нової науки з винятково широким предметом дослідження — науки про керування й інформацію — було об'єктивною необхідністю.

Кібернетика здійснює певний формалізований підхід до об'єктів різної природи — тех., біол. і соціальних. Суть цього підходу полягає в тому, щоб виділити в тих об'єктах аспекти, пов'язані з керуванням й управлінням і переробкою інформації. Наслідком цього акту абстракції є поняття системи керування. З цих позицій предметом дослідження кібернетики є складні динамічні системи як носії процесів керування й переробки інформації. При цьому «бідність» змісту поняття системи керування, яке виступає в ролі вихідного пункту теор. кібернетики як певної формально-матем. схема, обумовлює виняткову загальність і теор. побудов, і застосувань кібернетики. Але який би був широкий предмет кібернетики, вона підходить до пізнання світу під певним — інформаційним — кутом зору і не перестав бути спец. наукою. Тому немає підстав говорити про те, що кібернетика може замінити філософію, сама стати філософією тощо.

Загальність кібернетичної концепції керування (її належних до неї понять про систему керування, алгоритм керування, інформацію тощо) обумовлює синтетичну роль кібернетики. Кардинальна ідея кібернетики про наявність спільних рис і закономірностей у будові й функціонуванні систем керування різної природи, в інформаційних процесах у різних областях і про можливість дослідження цих рис і закономірностей методами, характерними для логіко-матем. і природничо-наукових дисциплін, не лише відкрила нові шляхи досліджень явищ життя й психіки, соціально-економічних процесів, створення сучас. автоматів тощо, а й привела до подальшого розвитку багатьох філософських принципів і категорій. Так, уявлення про роль зворотних зв'язків у процесах керування поглиблює філософське вчення про взаємодію причини й наслідку, а кібернетичний підхід до процесів керування в складних системах, який неодмінно передбачає залучення ймовірно-статистичних ідей і концепцій «ймовірного всесвіту» (Н. Вієр), збагачує філо-

софське вчення про діалектику необхідності та випадковості. У ряді випадків кібернетика викликає зміну узагальнених поглядів на ті чи інші філософські категорії. Напр., кібернетична концепція керування як переведення керуваного об'єкта з одного стану в інший відповідно до мети (цілю) керування призводить до певного переосмислення телеологічного (від грец. *telos* — родовий відмінок *telos* — результат, завершення, мета) підходу. Якщо до кібернетики уявлення про мету звичайно асоціювалося невіддільним від ідеалістично сприйнятої телеології, то тепер стає очевидним, що це поняття, кібернетично осмислене, органічно входить до найважливішого поняття, використовуваних для описування реальності (див. *Доцільність у кібернетикі*).

Кібернетика запровадила в науковий обіг цілий спектр понять, що по суті мають загальнонауковий характер і наближаються за своїм статусом до філософських категорій. Серед цих понять — поняття інформації, зворотного зв'язку, моделі, алгоритму, оптимізації, надійності та ін. Ці поняття значно розширюють наукові уявлення про загальні властивості світу й людську діяльність у ньому. Так, поняття інформації опиняється фактично в одному ряду з такими поняттями, як рух, енергія, простір і час. Осмислюване як своєрідна міра неоднорідності (розмаїтості) об'єктів природи, воно виявляє глибокий об'єктивний зміст, а сприймає як знання невизначеності, виявляється, має істотний гносеологічний аспект. Звідси природи зв'язки цього поняття з категорією відображення й діалектичного матеріалізму, а гносеологічним і психічним поняттям об'єкту, звідси й використання ідеї теорії інформації (як власної теорії амер. математика К. Шеннона і її варіантів, так і теорій, у яких наука намагається врахувати феномени осмисленості й вартості повідомлень) для подальшої розробки теорії відображення, зокрема, теорії психічного відображення в психології. Поняття інформації виявляється методологічно ефективним у багатьох інших відношеннях, напр., в осмисленні явищ складності й організації (коли завдяки природності розуміння інформації як від'ємної ентропії, відкривається можливість трактувати процес керування як, за певних умов, негентропійний процес).

Глибокий вплив виявляє кібернетика на проблематику логіки й методології науки. Навколо взаємозв'язку кібернетики з логікою ґрунтується досить обширне коло Ф. н. к. — питання про логіку основи кібернетики, про взаємозв'язки кібернетики й логіки, про оцінку пізнавальної ролі логіки (логіко-матем.) формалізації, конструктивізації та алгоритмізації. Ці питання природно призводять до методологічної проблематики евристичної й автоматизації пошуку логічних доведень, у т. ч. й нових теорем (див. *Доведення теорем на ЕОМ*), філософських дослі-

джень в області логіки, семантики й семіотики (визначення ролі знаків і знакових систем та *мислущих* і природних у пізнанні й діяльності людей), аналізу понять змісту й значення мовних виразів і семантичних властивостей інформації тощо. Ці філософські розгляди виявляють тісний зв'язок кібернетики з проблемами, що постають при дослідженнях мислення (а, отже, з наукою, яка вивчає мислення за допомогою методу формалізації, — логікою). Цей зв'язок полягає, зокрема, в тому, що з виникненням кібернетики всі застосування логіки до техніки почали здійснюватися в колі ідей кібернетики й за допомогою її тех. засобів (*радіо-контактних схем теорії*, яка переросла після сформування кібернетики в *автоматичну теорію*). Але найважливішим наслідком цих розглядів — основним гносеологічним наслідком кібернетики — є теза про те, що будь-який вид інтелектуальної діяльності, як тільки його чітко й однозначно описано будь-якою природною чи штучною мовою, в принципі можна автоматизувати (промоделювати) за допомогою певної машини. Цей наслідок впливає зведеною в теорії алгоритмів теоремою про існування універсального алгоритму й постулату про універсальність «звичайної» цифрової ЕОМ (яка за припущення абстракції *потенціальної відійсненості* виявляється просто «реалізацією» *Тьюрінга машини* або довільного іншого «уточнення» поняття алгоритму). Цей результат має величезне значення й для розуміння можливостей кібернетики як науково-тех. напрямку, і для усвідомлення тієї кардинальної особливості процесу пізнання, що його реалізує зараз. (І, звичайно, майбутня) наука і яке вимагає використання кібернетичних машин як «підсилювачів інтелекту» (див. *Мислительної здатності підсилювач*). При цьому особливій важливості набуває проблема можливостей і шляхів реального здійснення автоматизації тих чи інших інтелектуальних процесів — проблема, яка зі зростанням обчисл. потужності машин і прогресу програмування, а т. ч. й евристичного, очевидно, дедалі більше доповнюватиметься питаннями про її практичну доцільність. Розгляд цієї проблеми веде до двох тісно пов'язаних між собою філософських проблем — про сутність методу моделювання і про завдання подальшого розвитку логіки в широкому розумінні.

Сутність методів кібернетики, її способів підходу до досліджуваного явища тісно пов'язані з моделюванням. Провідна роль моделювання в практичних розробках і теоретичних дослідженнях кібернетики є загальноновизнаною. Саме кібернетика підняла засіб моделювання — в його різних формах: моделювання детерміністичного та ймовірного, моделювання фізичного й моделювання математичного, аналогового й цифрового, структурного й функціонального, інформаційного тощо, до рівня загальнонаукового методу. Серед філософських проблем моделювання слід відзначити оцінку моделювання як ефек-

тивного засобу вивчення складних систем, пов'язаного зі специфічним функціональним підходом кібернетики (тобто з окресленням їх як «корних явищ»), з виявленням у модельному описі діалектичних функцій та структури досліджуваних об'єктів. Аналіз діалектичної єдності моделювання на різних урахування поведінки (функціонування), структури й субстрату досліджуваних систем призводить до висновку про велике значення моделювання на рівні поведінки. Модель виступає як один з могутніх (але ж ніяк не універсальних) засобів експериментального дослідження (в машинному експерименті), як специфічний спосіб відображення об'єктивної реальності, який не претендує на однозначне відображення оригіналу, а проте є важливим (і часто густо єдиною можливим) шляхом до інтерпретації та наукового витлумачення явищ і до завабачування нових наукових фактів. Таке розуміння ролі моделювання необхідне для філософського осмислення кібернетичного підходу до біології, фізіології та нейрофізіології, медицини й психології, для філософського узагальнення здобутих тут результатів. Моделювання автосім не скасовує традиційних методів дослідження цих наук, це з усією ясністю показали дискусії, які останніми роками проходили серед біологів, математиків і філософів, про співвідношення в біол. дослідженнях тиско функціонального, пов'язаного з моделюванням, підходу й підходу субстратно-структурного (що виходить, зокрема, від молекулярної біології); за правильною методологічною організацією досліджень моделювання органічно взаємодіє в традиційних методах у вивченні життя і деяких.

Проблема моделювання в кібернетичі тісно пов'язана з проблемами подальшого розвитку логіки як основи моделювання. Ці проблеми полягають у дослідженні шляхів посилення традиційних для логіки математичної постулатів про потенційну здійсненність і безпомилковість логік, процедур і обчислень, у розробці схем формалізації мислення, які, з одного боку, більшою мірою враховують реальні обмеження, якими підпорядковано людське мислення, а з другого боку, більшою мірою втілюють гнучкість і евристичну силу думки та надійність функціонування нервово-фізіологіч. апаратів, які її реалізують. Хоча дослідження в цьому напрямі, що суті лише розпочинаються (див. *Нейронні сітки, Програмування серишних, Штучний розум*), саме вони, очевидно, будуть магістральною лінією розвитку кібернетики, бо пов'язані зі створенням схем програмування автоматів з принципово новими можливостями.

Лит. Філософские вопросы кибернетики. М., 1961. Космогоров А. Н. Автоматы и жизнь. В кн. Возможное и невозможное в кибернетике. М., 1964. Берг А. И. Избранные труды т. 2 М. — Л., 1984. Новик И. Е. О моделировании сложных систем (Философский очерк) М., 1965 [бібліогр. с. 318—333]. Глушков В. М. Мышление и кибернетика М., 1966. Парин В. В. [и др.] Проблемы кибернетики. Некоторые итоги и проблемы

Философско-методологических исследований М., 1969 [бібліогр. с. 162—176]. Дубровский Д. И. Психическое поведение и мозг. Философский анализ проблемы в связи с некоторыми актуальными задачами нейрофизиологии, псих. логики и кибернетики. М., 1971 [бібліогр. с. 361—384]. Урс у А. А. Д. Информация М., 1971 [бібліогр. с. 285—284]. Висер Н. Кибернетика и общество. Пер. с англ. М., 1958. Висер Н. Кибернетика или Управление в связи с животным и машин. Пер. с англ. М., 1958. Шиб У. Р. Введение в кибернетику. Пер. с англ. М., 1958 [бібліогр. с. 786—391]. Тьюринг А. Мозг и машина мыслит? Пер. с англ. М., 1960. Шиб У. Р. Конструкция мозга. Пер. с англ. М., 1964 [бібліогр. с. 404—407]. Невман Д. фон Теория саморегулирования и автоматов. Пер. с англ. М., 1971 [бібліогр. с. 322—324]. A. J. Berg. E. V. Bryukov

ФІЛЬТР — пристрій, що здійснює певне перетворення входного сигналу в частотній або часовій областях. Операція перетворення сигналу, що її виконує Ф., наз. ф і л ь т р а ц і є ю. Залежно від виду входного сигналу розрізняють Ф. неперервний й дискретний. Обидва ці види Ф. бувають лінійними чи нелінійними. Залежно від фіз. природи сигналу, що їх піддають фільтрації, розрізняють Ф. електричні, механічні, електромеханічні, акустичні та інші.

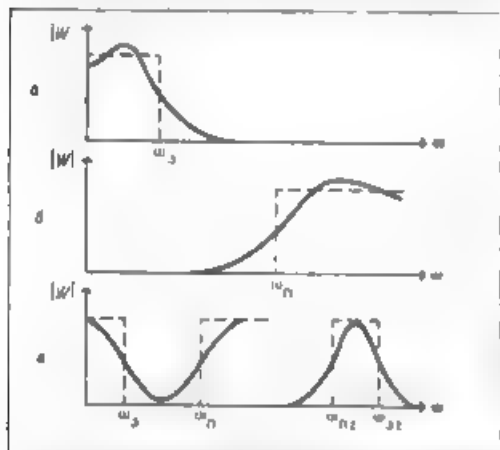
Властивості Ф. описують і в часовій області — дифер. рівняннями, і в частотній — за допомогою частотних характеристик (див. Частотні характеристики систем автоматичного керування). Ці характеристики Ф. використовують часто, бо їх і зручніше застосовувати і вони значніше ілюструють властивості Ф. За видом частотних характеристик Ф. (дещо ідеалізовано) розрізняють Ф. нижніх частот, які не вносять значних загасаєнь амплітуди входного сигналу в діапазоні частот від 0 до ω_0 (частота зрізу) і практично не пропускають сигнали з вищою частотою (мал., а); Ф. високих частот, смугові Ф., які мають ті самі властивості, але використовуються в діапазоні від $\omega_{\text{гн}}$ (граничної частоти пропускання) до ω_0 і від $\omega_{\text{гн}}$ до $\omega_{\text{гн}}$ відповідно (мал., б, в), зашпильні Ф. (Ф.-«пробки»), що не пропускають сигналів, частоти яких лежать у діапазоні $\omega_0 + \omega_{\text{гн}}$ (мал., г).

У деяких випадках при аналітичних дослідженнях реальні частотні характеристики можна апроксимувати еквівалентними ідеальними прямокутними характеристиками; при цьому така апроксимація дає змогу, істотно спростивши аналіз, одержати в багатьох випадках практично прийнятні результати. Еквівалентну прямокутну характеристику Ф. звичайно вибирають з умов рівності середньоквадратичних значень вихідних сигналів Ф. з ідеальною і реальною характеристиками.

У системах автомат. керування та ін. пристроях тех. кібернетики, в електротехніці, радіотехніці, зв'язку тощо Ф. виконують функції *корекції частоти пристроїв*, що забезпечують потрібні динамічні чи частотні властивості, за допомогою їх виділяють корисний сигнал на фоні *завад* (згадування), або, в загальному випадку, вони призначені для перетворення входних сигналів так, щоб вихідний сигнал мав бажані властивості:

напр., випереджав за часом вхідний сигнал (екстраполяція) чи відставав від нього (див. *Записанісання блоку*).

Ф., параметри і структура яких забезпечують мінімізацію певного показника якості (інтегр. квадратичних критеріїв, функції ризику тощо), наз. оптимальними. Для синтезу оптимального Ф. (визначення його структури й параметрів) застосовують методи Вінера — Колмогорова, Калмана, багато методів, що ґрунтуються на мінімізації функції ризику (див. *Дуальне планування*) та ін. Друга



Частотні характеристики фільтрів. а — низьких частот; б — високих частот; в — вузькопропускового і дуально-симетричного

група методів, напр., метод Філіпса (для відшукування оптим. параметрів лінійних Ф.), метод Вінера, методи Ван-Тріса (для відшукування оптим. параметрів нелінійних Ф.) та інші, дають змогу визначити оптим. параметри для заданої структури. Показано, що для нормальних стаціонарних випадкових сигналів та нормальних завад — оптимальний Ф., що мінімізує середньоквадратичний функціонал, є лінійним. Значні труднощі виникають при синтезі Ф., які працюють з нестационарними випадковими вхідними сигналами та з вхідними сигналами, властивості яких до певної міри невідомі. Якщо вхідні сигнали нестационарні або якщо інформація про властивості корисного вхідного сигналу і завад недостатня, оптимальний Ф. можна побудувати, використовуючи т. з. адаптивний підхід. Розроблено чимало алгоритмів дій таких адаптивних (самонавчальних) Ф. Під час навчання можна використовувати вхідний сигнал Ф., це підвищує ефективність роботи адаптивного Ф. при використанні мінім. апріорної інформації про вхідний сигнал та завади.

Різні методи синтезу дають можливість одержати тільки структуру та значення параметрів Ф. А тех. втілення цієї структури не однозначне й не формалізоване. Одну й ту саму структуру можна здійснити по-різному за допомогою неоднакових за своєю природою

і властивостями елементів. Так, напр., електр. Ф. можна реалізувати на пасивних елементах R, L, C ; у вигляді підключаючих з комплексним зворотним зв'язком; а кварцовим і магнітостриктинним резонаторами тощо. Літ. Воемів Н. П. *Електрические фильтры*, М., 1960 [бібліогр. с. 601—612]. Цыликин Я. З. *Основы теории обучающихся систем*, М., 1970 [бібліогр. с. 229—242]. Б. Р. Мал. *Тренинг-Сокол*.

ФІЛЬТРАЦІЯ ВИПАДКОВОГО ПРОЦЕСУ

СУ — одна з задач *визначення випадкових процесів теорії*. Полягає ось у чому: на якійсь множині E спостерігають випадковий процес $\xi(t) = \zeta(t) + \eta(t)$, де $\zeta(t)$ — сигнал, що нас цікавить, а $\eta(t)$ — перешкоди (шум), що спотворюють сигнал; треба побудувати

в певному розумінні найкращу оцінку $\hat{\zeta}(t_0)$ значення процесу $\zeta(t)$ в якийсь момент часу t_0 . Інакше кажучи, треба побудувати такий функціонал $f(\zeta(t), t \in E)$ від результатів спостереження, який можна було б в найбільшій підставі прирівняти $\zeta(t_0)$. Як похибку, що виникає від заміни $\zeta(t_0)$ на $\hat{\zeta}(t_0)$, адабільшого розглядають середньоквадратичну похибку $\sigma^2 = M[\zeta(t_0) - \hat{\zeta}(t_0)]^2$.

Оцінка, для якої середньоквадратична похибка мінімальна, має вигляд

$$\hat{\zeta}(t_0) = M[\zeta(t_0)/\xi(t), t \in E]. \quad (1)$$

Ф-ла (1) визначає умовне математичне сподівання величини $\zeta(t_0)$ при відомих $\xi(t)$. Але одержати із співвідношення (1) зручні

ф-ли, які явно виражають $\hat{\zeta}(t_0)$ через результати спостережень $\xi(t)$ на множині E , вдається тільки в деяких спец. випадках за допоможених припущень щодо $\zeta(t)$ та $\eta(t)$. Тому часто при мінімізації середньоквадратичної похибки обмежуються розглядом функціоналів спец. виду (напр., лінійних або поліноміальних).

Задача лінійної Ф. в. н. полягає у відшукуванні оцінки $\hat{\zeta}(t_0)$, що лінійно залежить від результатів спостереження і має мінім. середньоквадратичну похибку. Якщо обмежуються тільки лінійними оцінками, це зменшує точність Ф. в. н. Але це компенсується можливістю одержати у багатьох випадках явний розв'язок, зручний для практичного використання. Крім того, у практично важливому випадку, коли $\zeta(t)$ та $\eta(t)$ — незалежні гауссівські процеси, розв'язок задачі лінійної фільтрації $\hat{\zeta}(t_0)$ співпадає з оптим. розв'язком $\hat{\zeta}(t_0)$.

Приклад 1. Нехай $\zeta(t)$ та $\eta(t)$ — незалежні стаціонарні випадкові процеси зі спектральними щільностями $f_\zeta(\lambda)$ та $f_\eta(\lambda)$ відповідно, а $E = (-\infty, +\infty)$, тобто процес $\xi(t)$ спостерігається в усі проміжки часу. Тоді середньоквадратична похибка

$$M[\zeta(t_0) - \hat{\zeta}(t_0)]^2 = \int_{-\infty}^{\infty} \frac{f_\zeta(\lambda) f_\eta(\lambda)}{f_\zeta(\lambda) + f_\eta(\lambda)} d\lambda.$$

Отже, повне відокремлення шуму можливе тільки тоді, коли спектри сигналу та шуму не перекриваються.

Приклад 2. Нехай процес $\xi(t)$ та $\eta(t)$ незалежні; припустимо також, що *кореляційні функції* $B_\xi(t, s)$ та $B_\eta(t, s)$ процесів $\xi(t)$ та $\eta(t)$ відомі. Шукатимемо розв'язок лінійної задачі Ф. в. п. у вигляді $\xi(t_0) = \int_0^{t_0} c(s) \xi(s) ds$, де $c(s)$ — невідома вагова функція. Тоді $c(s)$ задовольняє інтегральне рівняння

$$\int_0^{t_0} c(s) [B_\xi(t_0, s) + B_\eta(t_0, s)] ds = B_\xi(t_0, s).$$

Якби розв'язки задачі лінійної Ф. в. п. одержано для стаціонарних процесів з дробово-раціональними спектральними щільностями у випадку, коли B — скінченний відрізок або напіскінченний інтервал. До задачі Ф. в. п. вводиться розв'язання важливого задачі радіофізики, радіоелектроніки, автоматичного керування теорії, розв'язання зображення.

М. В. Яворсько.
ФОНД АЛГОРИТМІВ І ПРОГРАМ — систематизована бібліотека апробованих алгоритмів і програм розв'язування на ЦОМ задач різних класів, описаних за спец. методами в стандартній формі. Ф. а. і п. призначено для постачання споживачів різними видами матом забезпечення (див. *Математичне забезпечення ЦОМ*). В СРСР такі фонди комплектують в усіх низових орг-ціях, де використовують обчисл. техніку, в рамках відомств, галузей, республік (див. *Державний фонд алгоритмів і програм*).

Алгоритми в програмі, що становлять інтерес лише для конкретної орг-ції чи відомства, в певній кількості примірників зберігаються в їхньому Ф. а. і п., а до галузевого чи респ. фонду надсилають про них лише інформацію в стандартній формі. Алгоритми в програмі, потрібні для багатьох орг-цій, надсилають до галузевого або респ. фонду і після відповідної апробації включають до його бібліотеки. За кордоном створюють Ф. а. і п. фірм, які розробляють і експлуатують обчисл. техніку, а також фонди орг-цій, які спеціалізуються на консультаційних споживачів ЕОМ. У такому разі кожен Ф. а. і п. є власністю фірми.

І. В. Сергєєв.
ФОНД ДОВІДКОВО-ІНФОРМАЦІЙНИЙ — див. *Довідково-інформаційний фонд*
ФОРМАЛІЗМ у математиці — 1) термін, часто жвавлений як синонім терміна «формальна система». Застосовують його, вказуючи ту чи іншу змистову математичну теорію і формальні системи, які відносять до цієї математичної теорії, 2) напрям в основах математики, в якому математичні теорії розглядають як неінтерпретовані формальні системи (мислення). Програму цього напрямку сформулював ім. математик Д. Гільберт (1862-1943). Вона ґрунтується на припущенні, що матем. конструкцію можна розгля-

дати незалежно від змісту матем. понять. Д. Гільберт, виконуючи свою програму, ставив за мету довести розв'язність і несуперечливість усієї математики. Він вважав, що будь-яке твердження в математиці є розв'язним. Для цього саму матем. теорію слід розглядати як неінтерпретовану формальну систему, а вважати її треба в певній метатеорії. При матем. дослідженнях Гільберт допускав тільки т. а. фінітні методи, які мають здебільшого комбінаторний характер. Доведення несуперечливості, за Гільбертом, мають бути абсолютними, тобто не повинні спиратися на інтерпретації та інші теорії. Хоча в Геделя теоремах про неповноту й доведено неспроможність програми Гільберта, дослідження, проведені в рамках цієї програми, мали велике значення для розвитку решти напрямів в основах математики і для розвитку багатьох розділів логіки математичної (зокрема, для розвитку доведень теорії).
Лит. Kleene S. C. Introduction to metamathematics. New York — Toronto, 1952

М. І. Кратню

FORMAC — система програмування для розв'язування математичних задач, пов'язаних з виконанням чисельно-аналітичних обчислень. Розроблено в США 1964. Мова системи є розширенням мови ФОРТРАН-IV. F. включає в себе операції та оператори. Крім операцій, запозичених з мови ФОРТРАН, запроваджено такі 4 операції: 1) *FMCDIF* ($j, v_1, m_1, v_2, m_2, \dots, v_n, m_n$), де j — вираз, який має бути продиференційовано, а пари v_i, m_i вказують на зміни та на порядок диференціювання (напр., для одержання першої похідної виразу $1/x$ $\sin x^2$ слід писати *LET Y = FMCDIF (7 * x * 2 * 8 * X * sin (x * 2), x, 1)*; відповідь у машинному запису буде $x * 2 * 2 * 0 * \sin(x * 2 * 0) * X * 21 * 0 + x * 4 * 0 * \cos(x * 2 * 0) * 14 * 0$; 2) *FMCCOMB* — бінарна комбінаторна операція; 3) *FMCFAC* — факторіал; 4) *FMCDFC* — біфакторіал.

Оператори мови F. такі: *LET* — конструює вирази, *SUBST* — виконує підстановки, *EXPAND* — розкриває дужки, *COEFF* — визначає коеф. при змінній чи змінній у заданому степені, *PART* — розчленовує вирази та терми, множники, аргументи ф-цій тощо, *EVAL* — обчислює значення виразів, якщо задано значення змінних, *MATCH* — порівнює два вирази на ідентичність або еквівалентність, *FIND* — встановлює залежність виразів від заданих змінних, *CENSUS* — підраховує машинні слова, терми чи множники у виразі, *AUTISM* — здійснює керування арифметичними діями під час автомат. спрощування виразів. Систему F. реалізовано на машині IBM-7090/94 як набір підпрограм, що доповнюють бібліотеку стандартних підпрограм системи на базі мови ФОРТРАН-IV. Як основу для внутр. форми представлення виразів застосовують польський запис з обмежувачем. Алгоритми спрощування і пов'язані з ним алгоритми порівнювання на еквівалентність (чи ідентичність) базуються на принци-

«ФУДЗІЦУ» («Фудзі цусінкі сейдзю», Fujitsu, Ltd) — японська фірма, що випускає електротехнічні й електронні обладнання й засоби зв'язку та обчислювальні машини й повнізні пристрої до них. Заснована 1935, ЕЦОМ випускає з 1954. Фірма випускає дві серії ЕЦОМ на інтегральних схемах — «FACOM-270 Series» та «FACOM-230 Series» і системи цифрового програмного керування верстатами «FANUC». Найдосконаліша ЕЦОМ фірма — «FACOM-230-60» — одноадресна машина з фіксованою довжиною слова 42 двійкових розрядів; в ній є два ЗП на магн. осердях — на 262 тис. і 786 тис. слів, час звертання їх відповідно 0,92 мксек і 6 мксек; час виконання ариф. операцій при роботі з фіксованою комою: віднімання й додавання — 1,26 мксек, множення — 4 мксек, ділення — 10 мксек; в ній і ЗП на магн. стрічках, барабанах і дисках, графопобудовники та багато інших зовн. пристроїв.

Лит. : Ильясов Ю. И. Электронная вычислительная техника и капиталистическая экономика М., 1958; Зейдсбергер В. К., Матвеев Н. А., Тароватова Е. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1971 г. М. 1970. С. 5. Ф. *Функции*

ФУНКЦІЇ, ЩО ЗБЕРІГАЮТЬ КОНСТАНТУ — функції алгебри логіки такі, що $f(0, \dots, 0) = 0$ (функція, яка зберігає нуль) або $f(1, \dots, 1) = 1$ (функція, яка зберігає 1). Аналогічно в k -значній логіці ф-цією, що зберігає константу i , наз. ф-цію $f(i, \dots, i) = i$, $(0 \leq i \leq k-1)$. Для будь-якої константи клас усіх ф-цій, що зберігають цю константу, очевидно, є класом замкнених функцій алгебри логіки.

ФУНКЦІЇ, ЩО ЗБЕРІГАЮТЬ МНОЖИНУ — функції алгебри логіки або логік багатозначних такі, що коли для якоїсь множини E , зберігуючої дані функціями, виконується умова $\alpha_1 \in E, \dots, \alpha_n \in E$, то $f(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in E$. Очевидно, що для будь-якої множини E сім'я всіх ф-цій, що зберігають цю множину E , є класом замкнених функцій алгебри логіки.

ФУНКЦІЇ, ЩО ЗБЕРІГАЮТЬ РОЗБИТТЯ — функції алгебри логіки або логік багатозначних, пов'язані з деяким розбиттям D множини значень їхніх аргументів так: $f(\bar{\alpha}) \sim f(\bar{\beta}) \pmod{D}$, якщо $\bar{\alpha} \sim \bar{\beta} \pmod{D}$, де $D = \{e_1, \dots, e_l\}$ — розбиття множини X значень їхніх аргументів, тобто $\bigcup_{i=1}^l e_i = X$,

$e_i \cap e_j = \emptyset$, якщо $i \neq j$; $\alpha \sim \beta \pmod{D}$, якщо α та β належать одній і тій самій множині e_i і набори $\bar{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) \sim \bar{\beta} = (\beta_1, \dots, \beta_n) \pmod{D}$, якщо $\alpha_i \sim \beta_i \pmod{D}$, $\alpha_i \sim \beta_i \pmod{D}$, \dots , $\alpha_n \sim \beta_n \pmod{D}$. Очевидно, що для будь-якого розбиття D множина ф-цій, які зберігають це розбиття, є класом замкнених функцій алгебри логіки.

ФУНКЦІОНАЛ — оператор (математичний), значеннями якого є дійсні числа.

ФУНКЦІОНАЛЬНА СТРУКТУРА ЕОМ — абстрактна модель, яка встановлює склад, порядок і принципи взаємодії всіх частин (елементів, блоків і пристроїв) машини або системи і вказує на необхідне для її реалізації устаткування. Розробка Ф. с. ЕОМ є невід'ємною частиною всіх етапів проектування ЕОМ. Див. також Автоматизація проектування ЦОМ.

ФУНКЦІОНАЛЬНИЙ ЕЛЕМЕНТ ЕОМ — найменша і одиниця, на якій розбивають функціональну структуру ЕОМ при її технічній реалізації і яку можна виконати у вигляді електрично замкнених схем. Напр., в ЕОМ такими Ф. є на різних рівнях можуть бути: логічний елемент ЦОМ, тригер, лічильник, суматор, арифметичний пристрій, запам'ятовувальний пристрій тощо.

ФУНКЦІОНАЛЬНИХ РІВНЯНЬ СПОСОБИ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ — те саме, що й операторних рівнянь способи розв'язування.

ФУНКЦІОНАЛЬНО ПОВНА СИСТЕМА ЕЛЕМЕНТІВ — див. Елементарна структура ЦОМ.

ФУНКЦІЯ МЕТЯ — те саме, що й цільова функція.

ФУНКЦІЯ НАВАНТАЖЕННЯ — те саме, що й штрафна функція.

ФУНКЦІЯ РЕШІТЧАСТА — функція, значення якої визначені лише при дискретних значеннях аргументу і яка дорівнює нулю при всіх його проміжних значеннях. Якщо задано неперервну ф-цію часу $f(t)$, то її значення при дискретних значеннях аргументу $t = t_n$ становлять Ф. р. $f(t_n)$. Різниця двох сусідніх значень аргументу $T_n = t_{n+1} - t_n$; $(t_{n+1} > t_n)$ означає інтервал дискретності (період дискретності) за часом; при зміні T_n одержують Ф. р. зі змінним інтервалом дискретності, яку по значають через $f(n)$.

Якщо взяти $t = t_n + eT_n$, де e — безрозмірний параметр, то $f(t_n + eT_n) = f(n, e)$ при $0 < e < 1$ вважатиме собою зміщену Ф. р., в якій значення аргументу зсунуті відносно t_n ; при $-1 < e < 0$ одержують зсунуту Ф. р., в якій значення аргументу зсунуті вліво.

При $T_n = \text{const} = T$ одержують Ф. р. і зміщену Ф. р. з постійним інтервалом дискретності. Їх прийнято позначати через $f[nT]$ та $f[nT, eT]$ відповідно. Іноколи вводять нову змінну $\bar{t} = \frac{t}{T}$ (відносний час), тоді Ф. р. буде функцією цілочислових значень аргументу, а зміщена Ф. р. дорівнюватиме $f[n, e]$. Функції, що їхні значення при $t = t_n$ дорівнюють значенням Ф. р., можна розглядати як її обвідні, однією з яких є функція ступінчаста.

Ф. р. можуть бути задані й розв'язками різних рівнянь, рекурентними співвідношеннями, таблицями тощо. Ф. р. та їхні Лапласові дискретні перетворення широко використовують при дослідженні дискретних систем керування.

Лит. Пыцкий Я. З. Теория линейных импульсных систем М., 1943 [Бібліогр. с. 928-933]. Кун-цель В. М., Чеховая Ю. Н. Искусственные системы управления с частотно- и широтно-импульсной модуляцией М., 1970 [Бібліогр. с. 330-336]. Ю. В. Кривоштанко

ФУНКЦІЯ РИСКУ в розпізнаванні і образів — величина, що характеризує середні втрати в процесі розпізнавання, зокрема, через помилкове розпізнавання і відмови від розпізнавання. Див. Риск розпізнавання. **ФУНКЦІЯ РОЗПОДІЛУ** — див. Розподіл імовірностей.

ФУНКЦІЯ РОЗСТАНОВКИ — цілочислова функція, яка відіграє головну роль у методиці обробки інформації і включає суцільне перебирання при занесенні й пошуку інформації. Нехай ϵ — послідовність об'єктів, до того ж кожному об'єктові відповідає якась інформація. Для простоти припускають, що об'єкт ϵ інформацію зображено двійковими кодами, які містяться разом в одній комірни пам'яті ЦОМ. Застосовувати методику Ф. р. доцільно, коли $\epsilon \ll 2^N$, де N — максимум числа різних об'єктів у послідовності, а l — довжина коду, що зображує об'єкт. Завдання полягає в тому, щоб створити в пам'яті таблицю об'єктів з інформацією про них, виходження до якої здійснюється за кодом об'єкта.

Щоб скласти таблицю, використовують спочатку пусте розміщувальне поле завдовжки $N > n$ комірок, яке заповнюється за допомогою довільної Ф. р. $f(a)$, визначеної за двійкових кодах довжини l і набуває значень від нуля до $N-1$. При розгляді кожного об'єкта ϵ роблять спробу спрямувати його в комірку розміщувального поля з номером $s = f(a)$. Якщо комірка s пуста, її відводять для зберігання об'єкта ϵ та інформації про нього. А якщо вона вже зайнята об'єктом, тожним ϵ , це означає, що об'єкт зустрівся в послідовності повторно. Коли комірка s зайнята іншим об'єктом, починають переглядати комірки в адресах $s+1, s+2, \dots$ (лічбу ведуть за мод N) доти, поки не знайдуть пустої комірки або комірки, що вже містять об'єкт ϵ .

Звичайний метод послідовного розміщення об'єктів у таблиці, яке призводить до суцільного перебирання таблиці при пошуку, одержують при $f(a) \equiv 0$. Найефективнішим є такий вибір Ф. р., при якому значення її рівномірно розподілене в діапазоні $0 \rightarrow N-1$ на випадкових послідовностях об'єктів. У цьому разі кількість тактів, потрібна для розміщення об'єкта, є пропорційною $\ln n$ при $N = n$, а при $N > 1,5 n$ — в середньому обмежена константою, незалежно від n . У випадку двійкового кодування об'єктів N , як правило, беруть рівним 2^P , і Ф. р. обчислюють за правилом: двійковий код об'єкта поділяють на відрізки, що довжиною не перевищують p , і потім додають один до одного за мод 2^P . Метод Ф. р. реалізовано при створенні Альфа-системи.

Лит. Ершов А. П. Организация Альфа-транслятора В. кн. Альфа-система автоматизации программирования Новосибирск, 1967. Петриков

W. W. Addressing for random-access storage, «IBM Journal of research and development», 1957, v. 1, No. 2. А. П. Ершов

ФУНКЦІЯ СТУПІНЧАСТА — функція $x^n(t)$, що стрибкоподібно змінює своє значення у моменти часу t_n ($n = 0, 1, 2, 3, \dots$) і залишається незмінною в інтервалах часу між цими моментами: $t_{n-1} < t < t_n$. Ф. с. є зручною апроксимацією різних сигналів, які описують процеси змикання та змикання різних пристроїв. Аналітично Ф. с. записують так:

$$x^n(t) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} x(t_n) (1(t - t_n) - 1(t - t_{n+1})),$$

де $x(t_n)$ — функція реліччаста; $1(t) \equiv 0$ — ф-ція, яка дорівнює нулеві при $t < 0$ і одиниці — при $t > 0$ — одинична Ф. с. Отже, Ф. с. є начебто якоюсь обвідною реліччастої функції $x(t_n)$. Якщо $t_{n+1} - t_n = \text{const}$, то за допомогою Ф. с. можна описати сигнал на виході пристрою, який складається з ідеального імпульсного елемента з постійним періодом і фіксатора нульового порядку. Реакція динамічної системи на вхідний сигнал типу одиничної Ф. с. наз. перехідною ф-цією системи (див. Перехідний процес).

В. Ю. Мандроський-Солодов
ФУР'Є ІНТЕГРАЛИ СПОСОБИ ОБЧИСЛЮВАННЯ. Інтеграл Фур'є (і. Ф.) ф-ції $f(x)$, що належить до просторів $L_1(-\infty, \infty)$ та $L_2(-\infty, \infty)$ (див. Простір абстрактний у функціональному аналізі), має вигляд

$$F(\omega) = \int_{-\infty}^{\infty} f(x) e^{i\omega x} dx.$$

1. Ф. широко використовують в автоматичному керуванні теорії, в теорії дифер. рівнянь, у спектральному аналізі, розпізнаванні образів, при аналізі можливих сигналів тощо. Розглянемо деякі способи обчислювання і. Ф. залежно від гладкості підінтегральної ф-ції.

1. $f(x)$ — неперервна ф-ція, яка наближено дорівнює нулеві поза відрізком $[T_1, T_2]$ і яку задано таблицею її значень у точках $x_1 = T_1, x_2 = T_1 + \Delta x, x_3 = T_1 + 2\Delta x, \dots, x_{n+1} = T_1 + n\Delta x = T_2, \Delta x = \frac{T_2 - T_1}{n}$. Тоді і. Ф.

$$\begin{aligned} F(\omega) &\approx \sum_{j=1}^n \int_{x_j}^{x_{j+1}} f(x) e^{i\omega x} dx \approx \\ &\approx \sum_{j=1}^n f(x_j) \int_{x_j}^{x_{j+1}} e^{i\omega x} dx = \frac{e^{i\omega \Delta x} - 1}{i\omega} \times \\ &\times \sum_{j=1}^n f(x_j) e^{i\omega x_j}. \end{aligned}$$

Якщо $|f(x)| < \frac{c}{|x|}$, $c > 0$, $r > 1$, $x \in [T_1, T_2]$

і похибки, з якими задамо ф-цію у точках x_j , взаємно незалежні і розподілені з однаковою ймовірністю на відрізку $(0, \delta)$, то справджується така оцінка повної похибки Δ (див. *Похибок обчислювань теорія*) введеного алгоритму:

$$|\Delta| \leq \frac{c}{r-1} \left(\frac{1}{|T_2|^{r-1}} + \frac{1}{|T_1|^{r-1}} \right) + \\ + \left(\omega_j(\Delta x) + \frac{5\delta}{\sqrt{3(n-1)}} \right) (T_2 - T_1) + \\ + 2^{-n} \max_{i=1,2,\dots,n} \frac{|\operatorname{Re} A_i| + |\operatorname{Im} A_i|}{|\omega_i|} \times \\ \times (5 + c(n) + 2^i |a|),$$

де $\omega_j(\Delta x) = \max |f(x + \Delta x) - f(x)|$ — модуль неперервності $f(x)$, $\tau_2 = \tau - 0,08406$, τ — число двійкових цифр у мантисах чисел для ЦОМ з плаваючою комою

$A_r = \sum_{j=1}^n f(x_j) e^{i\omega_j x}$, $\omega_r = \frac{r}{T_2 - T_1}$, $c(n)$ — кількість ариф. операцій для обчислювання від x , a — похибка заокруглення при обчислюванні A_r . Для обчислювання A_r застосовують алгоритм швидкого перетворення Фур'є. Характерною особливістю цього алгоритму є збіска ефективності порівняно з досі відомими алгоритмами. Він ґрунтується на можливості обчислення коэф. A_r ітераційним методом, завдяки цьому значно економиться обчислювальний (машинний) час. Напр., при $n = 2^{10}$ необхідний час скорочується приблизно в 100 раз. Із зростанням n перевага швидкого перетворення Фур'є стає все відчутнішою. Швидке перетворення Фур'є можна з успіхом застосовувати й для обчислювання інтегралів типу згорток, *автокореляційної функції*, двовимірного перетворення Фур'є і т. п.

2. Збільшення ступеня гладкості $f(x)$ веде до істотного збільшення точності ф-ли (1), тому доцільніше застосовувати спосіб, який викладено для наближеного обчислення зворотного перетворення Фур'є. Нехай $F(\omega)$ — досить гладка ф-ція, яку задано на осі й яка перетворюється на нескінченності на нуль. Зробимо заміну $\omega = i \frac{1+\tau}{1-\tau}$, $\tau = e^{i\theta}$, $-\pi \leq \theta \leq \pi$ і маємо $\tilde{f}(\tau) = F\left(i \frac{1+\tau}{1-\tau}\right)$, $F(\omega) = \tilde{f}\left(\frac{\omega-i}{\omega+i}\right) \frac{2i}{\omega+i}$. Апроксимуємо $f(\tau)$ многочленом інтерполяції $u_n(\tilde{f}, \tau)$:

$$\tilde{f}(\tau) \approx u_n(\tilde{f}, \tau) = \sum_{k=-n}^n \tilde{a}_k \tau^k.$$

$$\text{де } \tilde{a}_k = \frac{1}{2\pi + i} \sum_{j=-n}^n \tilde{f}(\tau_j) \tau_j^{-k} = \frac{1}{2\pi + i} \times \\ \times \sum_{j=-n}^n F(\omega_j) \frac{\tau_j^{-k}}{1 - \tau_j}, \quad \tau_j = e^{i \frac{2\pi}{2n+1}} \omega_j = \\ = -i \operatorname{ctg} \frac{\pi}{2n+1} j. \quad \text{Тоді } F(\omega) \approx \sum_{k=-n}^n \tilde{a}_k \times \\ \times \left(\frac{\omega-i}{\omega+i} \right)^k \frac{2i}{\omega+i}.$$

Для обчислювання коэф. \tilde{a}_k доцільно застосовувати алгоритм швидкого перетворення Фур'є. При цьому треба враховувати, що коли $F(\omega)$ — дійсна, то й \tilde{a}_k — дійсні. Виведемо

$$f(x) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} F(\omega) e^{-i\omega x} d\omega \approx \\ \approx \frac{1}{2\pi} \sum_{k=-n}^n \tilde{a}_k \int_{-\infty}^{\infty} \left(\frac{\omega-i}{\omega+i} \right)^k \frac{2i}{\omega+i} e^{-i\omega x} d\omega.$$

Тоді має місце таке співвідношення:

$$f(x) \approx \begin{cases} \frac{1}{2\pi} \sum_{k=0}^n \tilde{a}_k e^{-ix} \cdot P_k(x), & x > 0, \\ -\frac{1}{2\pi} \sum_{k=-n}^{-1} \tilde{a}_k e^{ix} P_{-k-1}(-x), & x < 0 \end{cases}$$

де $P_k(x)$ — многочлени Літтера, ортогональні на відрізку $[0, \infty)$ з вагою e^{-ix} . Справджується оцінка $|\Delta_{L_n}| \leq 2\sqrt{2} E_n(\tilde{f}, \gamma)$, де Δ_{L_n} — абс. похибка методу в метриці L_4 , γ — графік однокітного кола, $E_n(\tilde{f}, \gamma)$ — величина найкращого наближення $\tilde{f}(\tau)$ многочленами вигляду $\sum_{k=0}^n a_k \tau^k$ (в метриці Чебишова $C[-\pi, \pi]$) (див. *Апроксимація функцій поліномірна* (чебишевська)).

Якщо $\tilde{f}(\tau)$ має обмежену r -у похідну $\tilde{f}^{(r)}(\tau)$, то

$$E_n(\tilde{f}, \gamma) \leq \frac{\pi}{2} \frac{\max_{-\pi \leq \theta \leq \pi} |\tilde{f}^{(r)}(\tau)|}{(n+1)^r}.$$

Щоб одержати аналогічну оцінку в просторі $C(-\infty, \infty)$, введемо ф-цію $f_1(\tau) = \frac{F(\omega)}{(1-\tau)^2}$

$$\text{і побудуємо } u_n(f_1, \tau) = \sum_{k=-n}^n \tau_k \tau^k, \quad \tau_k = \frac{1}{2\pi + i} \times$$

$\times \sum_{j=-n}^n f_1(\tau_j) \cdot \tau_j^{-k}$. Візьмемо $\bar{f}(\tau) = (1-\tau) \times$

$\times f_1(\tau) \approx \sum_{k=0}^n \bar{b}_k \tau^k$, де $\bar{b}_k = \gamma_k - \gamma_{k-1}$. Тоді

$$f(x) \approx f_n(x) = \begin{cases} \frac{1}{2\pi} \sum_{k=0}^{n+1} \bar{b}_k \cdot e^{-ix} \cdot P_k(x), & x > 0 \\ -\frac{1}{2\pi} \sum_{k=-n}^{-1} \bar{b}_k \cdot e^{ix} \cdot P_{-k-1}(-x), & x < 0. \end{cases}$$

Справджується оцінка абсолютної похибки методу в матриці $|\Delta_C| \leq 4 \sqrt{2\pi} \cdot E_n(f_1, \gamma)$.

Якщо $f_1(\tau)$ має $f_{10}^{(r)}$, то $|f(x) - f_n(x)| \leq \frac{(2\pi)^{1/2}}{(n+1)^{1/2}} \max_{-n \leq \theta \leq n} |f_{10}^{(r)}(\tau)|$. Коефіцієнти a_k та γ_k дійсні, що дає змогу значно спростити програми обчислювання їх. У загальнішому випадку, коли в околі нескінченності

$$P(\omega) = \frac{b_{-1}}{\omega} + b_0 + b_1\omega + \dots + b_p\omega^p + P_1(\omega), \quad P_1(\omega) = O\left(\frac{1}{\omega^2}\right)$$

треба ф-лу (4) застосувати до $P_1(\omega)$. В результаті цього одержують:

$$f(x) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} P(\omega) e^{-i\omega x} d\omega = b_{-1} \cdot i \times \\ \times \sqrt{\frac{\pi}{2}} \cdot \operatorname{sign} x + \sqrt{2\pi} [b_0 \delta(x) + \\ + ib_1 \delta^{(1)}(x) + \dots + i^p b_p \delta^{(p)}(x)] + \\ + \begin{cases} \frac{1}{2\pi} \sum_{k=0}^{n+1} \bar{b}_k^{(1)} e^{-ix} \cdot P_k(x), & x > 0 \\ -\frac{1}{2\pi} \sum_{k=-n}^{-1} \bar{b}_k^{(1)} e^{ix} \cdot P_{-k-1}(-x), & x < 0, \end{cases}$$

де $\delta(x)$ — дельта-функція, $\bar{b}_k^{(1)}$ — коефіцієнти інтерполяційного многочлена для $P_1(\omega)$.

3. У випадку, коли підінтегральна ф-ція належить H_1 , $l > 1$ — гільбертовому просторові 2π -періодичних, комплекснозначних ф-цій $f(x)$, $-\infty < x < \infty$, що відрізняються більше як на константу, l -похідні яких (у загальному розумінні) квадратично інтегровні, зі

$$\text{скалярним добутком } (f, g) = \int_{-l}^{2\pi} \frac{d^l f}{dx^l} \cdot \overline{\frac{d^l g}{dx^l}} dx,$$

побудовано функціонал

$$\Psi_f^{w,n} = \frac{c(\omega, n, l)}{n} \sum_{j=1}^n e^{i\omega \frac{2\pi}{n} j} \cdot f\left(\frac{2\pi}{n} j\right),$$

де

$$c(\omega, n, l) = \frac{1}{\zeta(l, \omega, n) |\omega(n - \omega)|^{2l} \zeta(l, (n - \omega)/n)},$$

$$\zeta(l, \alpha) = \sum_{i=0}^{\infty} \frac{1}{(1 + i/\alpha)^{2l}}, \quad 0 < \alpha < 1, \text{ який є}$$

оптимальною (щодо мінімізації похибок методу) апроксимацією функціоналу $P_f(\omega) =$

$$= \frac{1}{2\pi} \int_0^{2\pi} f(x) e^{i\omega x} dx \text{ в просторі лінійних функціоналів вигляду}$$

$$\varphi_j(\omega) = \sum_{i=1}^n c_i f\left(\frac{2\pi}{n} j\right), \quad \sum_{i=1}^n c_i = 0.$$

Обчислюючи функціонал $\Psi_f^{w,n}$, доцільно вдатися до алгоритму швидкого перетворення Фур'є

Літ., Иванов В. В. Теория приближенных методов и ее применение к численному решению сингулярных интегральных уравнений К., 1968 [Біблиогр. с. 281—285]. Забушка И., Витасек Ж., Прагер М. Численные процессы решения дифференциальных уравнений Пер с англ. М., 1969 [Біблиогр. с. 354—358]. В. К. Забичака.

ХАРАКТЕРИСТИЧНА ФУНКЦІЯ в теорії ігор — функція, задана на коаліціях, тобто на підмножинах множини гравців, значеннями якої є множини векторів виграшів гравців, що становлять відповідні коаліції. X, Φ описує можливості коаліцій надавати виграші своїм членам. У класичних іграх кооперативних значенням X, Φ є дійсне число, що означає суму, яку члени коаліції можуть поділити між собою. Див. також *Ігор теорія*. М. М. Веробай.

ХАРАКТРОН — електроннопроменева трубка (профільно-променева), яку використовують для виведення інформації у символічному вигляді при *автомодії людини з обчислювальною машиною*. Символи з цієї формиються спец. трафаретами. Див. *Пристрій відображення інформації*.

ХЕМИТРОН — електроннопроменева трубка (з темновим записом), яка забезпечує візуальне подання даних при *автомодії людини з обчислювальною машиною*. Див. *Пристрій відображення інформації*.

ХЕМИНГА КОД — двійковий лінійний код, призначений для виправлення поодиноких помилок. Див. *Коди коректурні*, *Кодування автоматичне*.

ХІПЧИНА — ПОЛАЧЕКА ФОРМУЛА — формула для обчислення ймовірнісного розподілу числа вимог в одноканальній системі масового обслуговування з пуассонівським вхідним потоком і довільним законом розподілу часу обслуговування. Нехай λ — параметр вхідного потоку, $H(x)$ — Φ -ція розподілу часу обслуговування, ρ — завантажен-

ня системи, тобто $\rho = \lambda \int_0^{\infty} x dH(x)$. Вважа-

ємо *довжини черг* як число вимог, що перебувають у системі обслуговування в даний момент часу в стаціонарному режимі системи. Введемо Лапласове — Стільтсове перетворення $h(z)$ розподілу $H(x)$ часу обслуговування і похідну Φ -цію $\varphi(z)$ розподілу $\{p_k\}_{k=0}^{\infty}$ довжин черг:

$$h(z) = \int_0^{\infty} e^{-zx} dH(x), \quad \varphi(z) = \sum_{k=0}^{\infty} p_k z^k.$$

Якщо $\rho < 1$, то X — П. Φ .

$$\varphi(z) = \frac{(1-\rho)(1-z)h[\lambda(1-z)]}{h[\lambda(1-z)]-z}$$

справджується. За цєю Φ -лою можна легко знайти моменти розподілу довжин черг та ймовірності перевиконання чергою заданого рівня. X — П. Φ широко застосовують на практиці для оцінки можливих простояв транспортних засобів кількості продукції, що збирається на складах, обсягу інформації, яку містять запам'ятовувальні пристрої обчисл. машин і т. д. За її допомогою можна обчислити оптм. значення швидкості складу, обсяг асоціативної пам'яті, а також розрахувати мінімально необхідну інтенсивність обслуговування з розрахунку неперевиконання



існуючих швидкостей. Див. також *Масового обслуговування система*. М. В. Яровицький.

«ХІТАЧІ» (Hitachi, Ltd) — японська електротехнічна фірма, що виробляє обчислювальні машини. Заснована 1910. Заводи фірми випускають центр. процесори, системи матем. забезпечення для ЕЦОМ, алам'ятовувальні пристрої, периферійне обладнання, інтер'єми й транзистори тощо. На базі ЕЦОМ «Спектра-70» «Х.» випускає серію машин «HITAC-8000 Series», найбільші в них — «HITAC-850» (1968) і «HITAC-8700» (1971). Раніше випущено серію великих машин «HITAC-5020». Фірма випускає й малі ЕЦОМ («HITAC-10»), гібридні обчисл. машини на інтер'єсках («HITACH-505 Е» і «HIDAS-2000») та керуючі обчисл. машини («HIDIC-100»; «HIDIC-300»).

Лит.: Кисельов Ю. И. Электронная вычислительная техника в капиталистической экономике. М., 1968; Зейдеберг В. К., Матвеев Н. А., Терюкова Е. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1970 г. М., 1971. С. Φ Козубовський.

«ХОНІВЕЛЛ КОРПОРЕЙШЕН» (Honeywell Corporation) — американська фірма, яка спеціалізується на виробництві обчислювальних машин та пристроїв. Засновано її 1953 під назвою «Міннеаполіс — Хонівелл». Теперішня назва — з 1964. У 1970 до «Х. к.» приєдналося відділення обчисл. техніки фірми «Дженерал електрик». З цього часу фірма випускає ЦОМ своєї розробки та ЦОМ фірми, що приєдналася. Першу ЕОМ «DDP-24» випущено 1963, з 1966 — випускає обчисл. машини сімейства «200», що являє собою кілька програмосумісних ЦОМ, які на відміну від багатьох ЦОМ не мають програмної та інформаційної сумісності в системі «IBM-360». З 1970 випускають сімейство ЦОМ — «GE-825», «GE-835», «GE-645» та «GE-855», призначене для роботи в системах колективного користування. Модель «GE-855» є найефективнішою ЦОМ для систем телеобробки. На базі машин останнього сімейства з 1971 випускають ЦОМ «6000» продуктивністю від 0,25 до 1,8 млн. операцій за 1 сек. Починаючи з моделі «6050», у цих ЦОМ є двословий процесор. До моделей «6040», «6060» та «6080» додається блок комерційної обробки, який підвищує ефективність трансляції з *КОВОЛУ*. В сімействі цих ЕОМ вдосконалено операційну систему «GECOS-6000», яка забезпечує роботу в режимах пакетної обробки, розподілу часу та дистанційного вибирання. Лит.: Sippl C. J. Computer dictionary and handbook Indianapolis—New York, 1968. Ю. П. Селіванов.



ЦЕНТРАЛЬНА ГРАНИЧНА ТЕОРЕМА — теорема, що встановлює умови, за яких розподіл *імовірностей* суми великої кількості незалежних доданків близький до нормального розподілу. Нехай є послідовність взаємно незалежних випадкових величин ξ_1, ξ_2, \dots і нехай $a_n = M\xi_n$.

$$\sigma^2 = D\xi_n, S_n = \xi_1 + \xi_2 + \dots + \xi_n.$$

$$A_n = a_1 + a_2 + \dots + a_n.$$

$$B_n^2 = \sigma_1^2 + \sigma_2^2 + \dots + \sigma_n^2.$$

$$F_n(x) = P(S_n - A_n < x B_n).$$

де a_n і A_n — математичні сподівання відповідно величин ξ_n та S_n , σ_n^2 та B_n^2 — їхні дисперсії; $F_n(x)$ — функція розподілу нормованої і центрованої суми S_n . Кажуть, що до послідовності ξ_1, ξ_2, \dots можна застосувати Ц. г. т., якщо при будь-якому τ $F_n(x)$ має свою границю при $n \rightarrow \infty$ нормальну функцію розподілу

$$\Phi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^x e^{-\frac{t^2}{2}} dt.$$

Умови застосовності Ц. г. т. особливо прості, якщо всі величини ξ_n послідовності мають одну й ту саму функцію розподілу: в цьому випадку для виконання Ц. г. т. достатньо, щоб величини ξ_n мали скінченну дисперсію, відмінну від нуля. У досить заг. формі Ц. г. т. довів рос. математик О. М. Ляпунов. Точне формулювання теореми Ляпунова таке: нехай $C_n = M|\xi_n - a_n|^{2+\delta}$, де $\delta > 0$ і $C_n = c_1 + c_2 + \dots + c_n$; якщо відношення $L_n = C_n : B_n^{2+\delta}$ приймає до нуля при $n \rightarrow \infty$, то до послідовності ξ_1, ξ_2, \dots застосовна Ц. г. т. Смысл умови Ляпунова полягає у тому, щоб окремі складові $(\xi_n - a_n) : B_n$ лише незначно впливали на суму $(S_n - A_n) : B_n$.

У застосуваннях Ц. г. т. важливу роль відіграють оцінки різниці $F_n(x) - \Phi(x)$. Якщо величини ξ_n мають ту саму функцію розподілу (так що всі $a_n = a$, $\sigma_n^2 = \sigma^2$) і в них існують скінченні треті моменти, то має місце оцінка

$$|F_n(x) - \Phi(x)| < \frac{C_3}{\sigma^3 \sqrt{n}},$$

де $C_3 = M|\xi_n - a|^3$ і C — абс. стала. Як показав рад. математик В. М. Золотарьов, для C має місце оцінка: $C \leq 0,9051$. Ц. г. т. можна переносити на послідовність випадкових векторів. Див. також *Імовірностей теорія*.

ЦЕНТРАЛЬНИЙ ЕКОНОМІКО-МАТЕМАТИЧНИЙ ІНСТИТУТ АКАДЕМІЇ НАУК СРСР — науково-дослідна установа в Москві. Інститут створено 1963. Осн. напрям досліджень, розроблення основ системи опт. планування й управління нар. г-вом з застосуванням матем. методів та електронної обчисл. техніки, комплексу економіко-матем. моделей і методів для прогнозування та перспективного планування нар. г-ва й його різних ланок, методологічних та методичних проблем побудови автоматизованих систем управління в галузях пром-сті та ін. ланках нар. г-ва, проблем удосконалення централізованого планування й господарсько-розрахункової системи самостійності галузей і підприємств; експериментальна перевірка розроблених економіко-матем. моделей; дослідження щодо рівня життя. Б вчена рада по присудженню вчених ступенів кандидатів і докторів наук та аспірантура. Ін-т видає журнал «Економіка і математические методы».

Літ. Федоренко Н. П. «Економіко-математичні парадокси зовнішнього». «Вестник АН СРСР», 1971, № 1. М. Н. Морозов.

ЦИКЛ графа — ланцюг $x_0, x_1, x_2, \dots, x_{l-1}, x_l$ в якому $l \geq 1$ й кінцева вершина співпадає з початковою. Якщо немає інших співпадів вершин, Ц. наз. простим. Ц., який містить усі ребра графа, наз. ейлеровим, а простий Ц., що містить усі вершини графа, — гамільтоновим. Якщо можливе ребро $u_i - u_{i+1}$ для $i = 1, 2, \dots, l$, $u_l = u_0$, то Ц. наз. орієнтованим, або оциклом. Допускаючи повторення ребер, одержимо визначення циклічного (замкненого) маршруту.

ЦИКЛ ПРОГРАМИ — багато разів використовувані процесі обчислювання ділянки програми. Ц. п. відповідає циклам обчисл. процесів. Для організації Ц. п. у мовах програмування звичайно передбачають спеціальні оператори.

ЦИКЛОМАТИЧНЕ ЧИСЛО — ізоморфна характеристика $\lambda(L) = m(L) - n(L) + k(L)$ графа L , де $n(L)$ — кількість його вершин, $m(L)$ — кількість ребер, а $k(L)$ — кількість компонент (див. *Графік теорія* й *Графік зв'язності*).

Осн. властивості Ц. ч.: $\lambda(L) \geq 0$; $\lambda(L) = 0$ тоді й тільки тоді, коли граф L не містить циклів, при $\lambda(L) > 0$ з L можна видалити $\lambda(L)$ ребер так, щоб суграф, що лишився, був без циклів і кількість компонент у ньому не зменшилася, а будь-який суграф, одержаний з L видаленням меншої кількості ребер, містить цикли.

Будь-який суграф T , що задовольняє умови $k(T) = k(L)$, $m(T) = m(L) - \lambda(L)$, $\lambda(T) = 0$, наз. нарізом графа L , а видалені ребра — хордами L (відносно T). Кожне

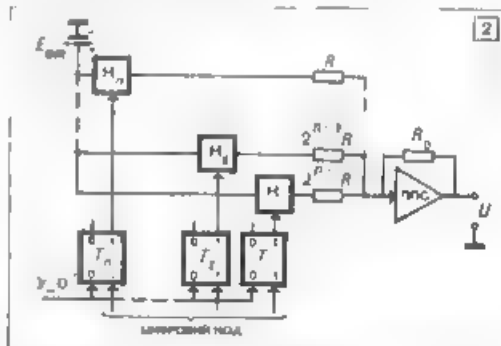
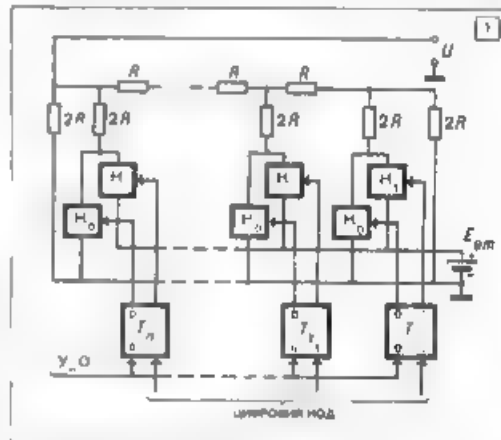
компоненти каркаса є деревом, яке містить усі вершини відповідної компоненти пераісного графа L .
А. О. Зинин.

ЦИФРО-АНАЛОГОВИЙ КОМПЛЕКС, аналого-цифровий комплекс — див. Комплексувальні машини.

ЦИФРО-АНАЛОГОВІ ПЕРЕТВОРЮВАЧІ, перетворювачі код—аналог—пристрої, які автоматично декодують вхідні величини, що мають вигляд числових кодів, на еквівалентні їм значення якоїсь фізичної величини. Кількісний зв'язок між вхідною числовою величиною N_i та її аналоговим еквівалентом $A(t_i)$ виражається співвідношенням $A(t_i) = N_i \Delta A + \delta A_i$, де ΔA — аналоговий еквівалент одиниці молодшого розряду коду, а δA_i — похибка перетворення. Коди N_i задають здебільшого у двійковій, двійково-десятковій або десятковій системі числення. Вихідні фіз. величини $A(t_i)$ найчастіше являють собою часові інтервали, кутові переміщення, електр. напруга (струм), частоту коливань і фазові зсуви. Розрізняють Ц.-а. д. часо-імпульсні, нагромаджувальні й нагнтового типу. Часо-імпульсні перетворювачі призначені для перетворення кодів на мех. переміщення й електр. напругу через проміжний параметр — часовий інтервал. Перетворення кодів на кутові переміщення ґрунтується на використанні крокових двигунів з імпульсним живленням. Числовий код перетворюється на число-імпульсний із сталим періодом проходження імпульсів, якими живиться кроковий двигун. За час $t = TN$ кроковий двигун відпрацьовує кут повороту $\varphi = \Delta\varphi \frac{t}{T}$ (тут T — період проходження імпульсів, N — код, який чисельно дорівнює кількості лічильних імпульсів, $\Delta\varphi$ — одиничний крок двигуна, еквівалентний одному імпульсу). Якщо число — імпульсний код подати в лічильник, який керує декодувальною матрицею, то час перетворення коду на напругу буде пропорційним величині коду, а зміна напруги на виході матриці протягом цього часу — лінійною.

Перетворювачі з нагромаджувальними ємностями ґрунтуються на заряджуванні конденсатора імпульсами еталонної напруги. Зарядженням керує кодовий регістр. Є такі різновиди нагромаджувальних Ц.-а. п.: 1) Ц.-а. п., для зарядження яких використовують послідовність імпульсів певної стандартної величини, а кількість їх дорівнює перетворюваному кодові, 2) Ц.-а. п., які заряджаються послідовністю еталонних імпульсів, амплітуди яких пропорційні розрядній вазі коду; 3) перетворювачі, еталонний імпульс яких (що дорівнює половині всієї шкали вихідної напруги) подається, починаючи з молодшого розряду коду, на конденсатор, стаду часу якого підбирають так, щоб за один такт він розряджався наполовину, в результаті цього наприкінці останнього такту встановлюється напруга, еквівалентна

цифровому кодові; 4) на початку циклу перетворення формується певний еталонний імпульс, а потім відбувається потактне подвоєння напруги на конденсаторі. Оси, задою таких перетворювачів їхня невелика точність. Робота перетворювачів нагнтового типу ґрунтується на використанні джерел еталонних напруг, величина яких пропорційна розрядній вазі декодованих чисел. Структура Ц.-а. п. залежить від способу формування еталонних напруг та комутацій їх у процесі перетворення. Ц.-а. п. з одним



1. Цифро-аналоговий перетворювач із джерелом еталонної ерсі і декодувальною матрицею R — $2R$.
2. Цифро-аналоговий перетворювач із зіркоподібним подільником і ППС.

джерелом еталонної напруги $E_{ет}$ і декодувальною матрицею на двох номіналах опорів R і $2R$ для декодування двійкових чисел показано на мал. 1. Така матриця має сталий вихідний опір $R_{вх} = \frac{2}{3}R$. Напруга на виході Ц.-а. п. визначається залежністю
$$U = \frac{E_{ет}}{3R} \sum_{i=1}^n \alpha_i 2^i R$$
, де $\alpha_i = 1$ при коді «1» в i -му розряді і $\alpha_i = 0$ при коді «0» в i -му розряді ($i = 1, 2, \dots, n$).

Якщо в Ц.-а. п. використовують зіркопо-

дібний подільник із зваженими опороми (мал. 2) для забезпечення потрібної точності підсумовування застосовують підсилювачі потісного струму (ППС) з великим коеф. підсилення і малим опором у колі зворотного зв'язку $R_0 \ll R$. В цьому разі аналогова на-

пруга дорівнюватиме $U = \frac{R_0}{R} E_{\text{ст}} \sum_{i=1}^n \frac{a_i}{2^{n-i-1}}$.

В Ц.-а. п., побудовані на основі стабілізованих джерел струму $I_{\text{ст}}$ з послідовним подільником на зважених опорах навантаження на стабілізатори струму в такому перетворювачі не однакове і залежить від розряду, в якому встановлено стабілізатор. Напруга на ви-

ході дорівнює $U = I_{\text{ст}} R \sum_{i=1}^n a_i 2^{i-1}$, де $I_{\text{ст}}$ — струм стабілізатора. В Ц.-а. п. із стабілізаторами струму і декодувальною матрицею $R = 2R$ на кожен стабілізатор струму припадає однакове навантаження $R_{\text{навант}} = \frac{2}{3} R$.

В аналогова напруга дорівнює $U = \frac{2}{3} I_{\text{ст}} \times$

$\times R \sum_{i=1}^n \frac{a_i}{2^{n-i-1}}$.

Оск. характеристиками Ц.-а. п. є швидкодія, точність і кількість каналів. Під швидкодією розуміють макс. частоту надходження на вхід Ц.-а. п. декодування чисел, при якій зберігається номінальна точність перетворення. Точність перетворювачів характеризується відносною зведеною похибкою перетворення, яка включає статичні й динамічні складові. До статич. похибок входять похибка методу, яка визначається принципом дії перетворювача, та інструментальна похибка, що залежить від неідеальності компонентів перетворювача. Динаміч. похибка є наслідком перехідних процесів у колах перетворювача. У проміжках між надходженням вхідних кодів повинна провадитися апроксимація вхідного сигналу. Ступінь невідповідності апроксимуючої кривої ідеальній ф-ції в кожен даний момент часу є похибка апроксимації. Кількість каналів визначають за виходом і входом; для входу вона дорівнює кількості джерел цифрової інформації, під'єднаних до Ц.-а. п., для виходу — кількості приймачів аналогової інформації. Літ. див. до ст. Аналогово-цифровий перетворювач.

ЦИФРОВА ІНТЕГРУВАЛЬНА МАШИНА — спеціалізована обчислювальна машина, робота якої ґрунтується на принципі підсумовування приростів. Розв'язування задач у Ц. і м. виконується за допомогою цифрових інтеграторів (ЦІ) і суматорів (див. Пристрій інтегровальний); обмін інформацією між розв'язувальними блоками здійснюється у вигляді приростів, а програмування задач зводиться до комутації розв'язувальних блоків. Ц. і м. призначено для розв'язування з великою швидкістю і з високою точністю задач, що мають неперервний характер. Їх можна

з успіхом застосовувати для керування динамічними системами та рухом об'єктів, для цифрового моделювання динамічних об'єктів та процесів.

Принцип побудови Ц. і м. ґрунтується на тому, що всі розв'язувані на них задачі зводяться до системи рівнянь Шеннона, яка в симетричній формі має вигляд

$$\begin{aligned} dy_{ph} &= \sum_{j=1}^N A_{phj} dy_{qj}, \\ dy_{qk} &= \sum_{j=1}^N A_{qkj} dy_{phj}, \\ dz_k &= y_{ph} dy_{qk}, \\ dz_1 &= dx, \\ k &= 2, 3, \dots, N. \end{aligned} \quad (1)$$

Тут x — незалежна, а z_k , y_{ph} та y_{qk} — залежні змінні, A_{phj} та A_{qkj} — постійні коеф., які набувають значень, що дорівнюють нулеві чи одиниці, і визначають конкретну систему рівнянь Шеннона. У Ц. і м. система рівнянь Шеннона розв'язується в цифровій формі. Оскільки до неї входять лише операції підсумовування, множення та диференціювання, то інтегрування рівнянь (1) у Ц. і м. здійснюється лише двома типами розв'язувальних блоків: суматорами приростів і ЦІ. Перші з них здійснюють операції підсумовування, а другі виконують у цифровій формі операції чисельного інтегрування за Стільтєсом. У заг. випадку ф-ла чисельного інтегрування за Стільтєсом з точністю до α -го порядку має вигляд

$$\begin{aligned} \nabla z_k(i+1) &= y_{ph}(i) \nabla y_{qk}(i+1) + \\ &+ \frac{1}{2} \nabla y_{ph}(i+1) \nabla y_{qk}(i+1) + \\ &+ \sum_{\alpha=1}^{\frac{2n-3}{2} + (-1)^n} \frac{n-\alpha-1}{2} a_{\alpha n} |\nabla y_{ph}(i+i-\alpha) \times \\ &\times \nabla y_{qk}(i+i-\beta) - \nabla y_{ph}(i+i-\beta) \nabla y_{qk}(i+i-\alpha)| \end{aligned} \quad (2)$$

При $\alpha = 4, 5, 6, \dots$ одержують окремі ф-ли чисельного інтегрування за Стільтєсом. Для побудови ЦІ часто використовують ф-лу трапеції

$$\begin{aligned} \nabla z_k(i+1) &= y_{ph}(i) \nabla y_{qk}(i+1) + \\ &+ \frac{1}{2} \nabla y_{ph}(i+1) \nabla y_{qk}(i+1), \end{aligned} \quad (3)$$

ф-лу квадратичних парабол

$$\begin{aligned} \nabla z_k(i+1) &= y_{ph}(i) \nabla y_{qk}(i+1) + \\ &+ \frac{1}{2} \nabla y_{ph}(i+1) \nabla y_{qk}(i+1) + \\ &+ \frac{1}{12} (\nabla y_{ph}(i) \nabla y_{qk}(i+1) - \nabla y_{ph}(i+1) \nabla y_{qk}(i)) \end{aligned} \quad (4)$$

і ф-лу прямокутників

$$\nabla z_n(t+1) = \nabla_{\text{ра}} \nabla y_{\text{фн}}(t+1) \quad (5)$$

що впливають із ф-ли (2).

У інтеграторах, що ґрунтуються на ф-лах трапецій і квадратичних парабол, для одержання високої точності треба використовувати багаторозрядні пристрої $\nabla y_{\text{фн}}$, $\nabla y_{\text{ра}}$ та ∇z_n . А якщо в основу ЦІ покладено ф-лу прямокутників, то використовують однорозрядні пристрої змінних, при яких зберігається порядок точності, що його одержують у випадку ф-ли прямокутників, і водночас домагаються якнайменших затрат обладнання. Такі ЦІ — найпростіші. Проте швидкодія і точність цих інтеграторів невеликі. ЦІ, що їх побудовано на основі ф-ли трапецій або ф-ли квадратичних парабол, мають значну швидкодію роботи, високу точність і велику інформаційну продуктивність на одиницю обладнання. При використанні ф-ли квадратичних парабол швидкодія і точність цих ЦІ в сотні й тисячі разів перевищують швидкодію і точність ЦІ, що працюють на основі ф-ли прямокутників.

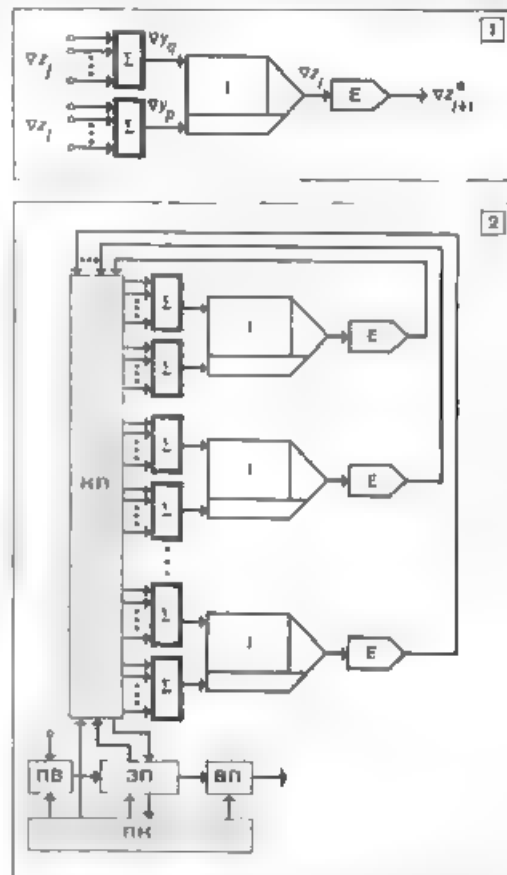
Використовуючи в Ц. і. м. точні ф-ли чисельного інтегрування і багаторозрядних пристроїв, крім суматорів пристроїв та ЦІ, до структури машини треба вводити екстраполатори пристроїв (мал. 1), які призначені для екстраполяції пристроїв на один крок уперед, щоб одержати інформацію, необхідну для роботи ЦІ. В основу побудови екстраполаторів покладено ф-лу екстраполяції пристроїв

$$\nabla z_n^*(t+1) = \sum_{\alpha=0}^n (-1)^{\alpha-1} \binom{n}{\alpha} \nabla z_n(t+1-\alpha) \quad (6)$$

ЦІ, суматори й екстраполатор пристроїв можна об'єднати в узагальнений інтегратор (мал. 1). Сукупність різних рівнянь ЦІ, суматорів та екстраполаторів утворює алгоритм Ц. і. м. У заг. випадку структура Ц. і. м., в якій реалізується зазначений алгоритм, включає в себе, крім ЦІ (І), суматорів (Σ) й екстраполаторів пристроїв (Е), і електронний комутатор (КП), пристрій керування (ПК), пристрій введення (ПВ) та виведення (ВП) інформації (мал. 2), а послідовна Ц. і. м. — ще й запам'ятовувальний пристрій (ЗП).

Ц. і. м. поділяють на послідовні й паралельні. В послідовних Ц. і. м. є один реальний узагальнений інтегратор, що послідовно виконує ф-ції всіх інтеграторів, які беруть участь у розв'язуванні задачі. В паралельних Ц. і. м. є N реальних інтеграторів, що працюють паралельно. Залежно від пристроїв змінних Ц. і. м. поділяють на багаторозрядні й однорозрядні. В багаторозрядних використовують точні формули чисельного інтегрування — ф-ли трапецій, квадратичних парабол, а в однорозрядних — найпростішу ф-лу прямокутників. При цьому стають не потрібними екстраполатори пристроїв. Од-

норозрядні Ц. і. м., які працюють на основі ф-ли прямокутників без екстраполяції пристроїв, здебільшого наз. цифровими диференціальними аналізаторами (ЦДА). Інформація між ЦІ в них передається у вигляді однорозрядних пристроїв, закодованих у бінарній чи тернарній формі. Якщо багаторозрядні Ц. і. м. будують з екстраполаторами пристроїв, то їх наз. екстраполяційними. Але можна й виключити екстраполатори із структури багаторозрядних Ц. і. м. Тоді процес обчислю-



1. Схема узагальненого інтегратора: Σ — суматор пристроїв; І — інтегратор; Е — екстраполатор.
2. Структура цифрової інтегруючої машини.

вань, щоб зберегти точність, здійснюється ітераційним методом. Машини без екстраполаторів пристроїв наз. інтерполяційними Ц. і. м.

Ц. і. м. будують з фіксованою і плаваючою комою. Перевагою перших є простота структури, але в таких машинах, оскільки в них потрібно масштабувати змінні, істотно ускладнюється програмування. Програмування в цьому разі складається з таких етапів: перехід від відправних залежностей до еквівалентних рівнянь Шеннона; складання ко-

мутьових прямокутних матриць, що складаються з коеф. A_{ij} та A_{ji} ; значення початкових значень змінних; масштабування змінних і, напевні, введення відправної інформації та настроювання комутації інтеграторів відповідно до комутуючих матриць. У Ц. і. м. з плаваючою комою в результаті виключення операції масштабування досягаються макс. простота програмування. Воно зводиться до комутації узагальнених інтеграторів і до введення в інтегратори початкових значень змінних. Проте Ц. і. м. з плаваючою комою мають складнішу структуру і потребують великих затрат обладнання. Внаслідок паралельного виконання елементарних арифм. операцій у розв'язувальних блоках і паралельної роботи узагальнених інтеграторів швидкість роботи паралельних Ц. і. м. за інших однакових умов перевищує швидкість універсальних ЦОМ у сотні й тисячі разів. При цьому забезпечується точність до 5—6 десяткових знаків.

Оскільки Ц. і. м. можна побудувати, використавши лише один розв'язувальний блок — узагальнений цифровий інтегратор, стає можливим сконструювати одиниці цифрові інтегрувальні структури (ОІІС), що складаються з однотипних стандартних блоків, у т. ч. й узагальненого цифрового інтегратора, оточеного кількома шарами комутуючих копійок. Комутуючі копії призначено для об'єднання інтеграторів відповідно до розв'язуваної задачі. Розрізняють лінійні, плоскі та просторові ОІІС. Найефективнішим є ОІІС у мікроелектронному виконанні, коли кожен стандартний блок виконується у вигляді однієї великої інтегрованої схеми. Див. Воронцов А. А. (за ін.), Цифровые аналоги для систем автоматического управления М. — Л., 1980 [66бл.огр.с. 191—194]. Майров Ф. В. Электронные цифровые интегрирующие машины М., 1982 [66бл.огр. 405]. Катяев А. В. Введение в теорию цифровых интеграторов К., 1984 [66бл.огр.с. 288—289]. Исследования К. С. Цифровые дифференциальные анализаторы М., 1968 [66бл.огр.с. 254—257]. Катяев А. В. Теория цифровых интегрирующих машин и структур М., 1971 [66бл.огр.с. 448—461]. Шенюк В. Работы по теории информации и кибернетике. Пер с англ. М., 1963 [66бл.огр.с. 783—820].

ЦИФРОВА МОДЕЛЬ СІТКОВОГО ГРАФІКА — різновид спеціалізованого моделюючого пристрою для визначення критичного шляху та ін. характеристик сіткового графіка при розв'язуванні задач сіткового планування та керування. Будуючи Ц. м. с. г., використовують часову аналогію, при якій тривалість виконання робіт сіткового графіка моделюють часом затримки електр. сигналу. Величину затримки задають цифровим кодом і реалізують схемами на основі лічильників, регістрів тощо. Один із можливих варіантів схеми цифрової моделі окремої роботи сіткового графіка наведено на мал. Лічильники Л1 і Л2 мають однакову ємність. У початковому положенні схеми в Л1 записано число (імпульсів), яке доповнює тривалість роботи до повної ємності лічильника. Л2 перебуває в нульовому стані. Коли з генератора імпульсів (ГІ) надходять сигнали про

початок роботи, тригер T_1 встановлюється в одиничний стан і відкриває схему збігу (І), через яку до лічильників починають надходити імпульси тактової частоти. Через проміжок часу, пропорційний тривалості роботи Л1 переповнюється і встановлює в одиничний стан тригер T_2 , який зафіксує на своєму виході факт виконання роботи. Тригер T_1 буде повернуто в нульовий стан сигналом переповнювання Л2, який виконує в схемі роль відновника інформації, записаної в Л1.

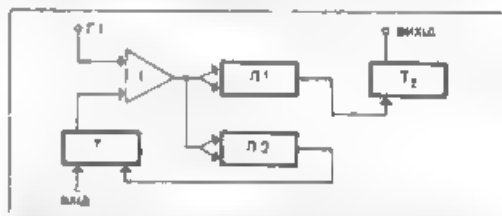


Схема цифрової моделі окремої роботи сіткового графіка

Цифрова модель окремих робіт зв'язується своїми входами й виходами в структуру, топологічно подібну до досліджуваного сіткового графіка, утворюючи Ц. м. с. г. Часова затримка вхідного сигналу в такій Ц. м. с. г. пропорційна величині критичного шляху. Визначаючи спец. режим роботи на Ц. м. с. г., можна одержати й інші характеристики сіткового графіка. Зокрема, використовуючи генератори випадкових імпульсів послідовностей імпульсів із заданими законами розподілу, можна досліджувати ймовірнісні сітки. Ц. м. с. г. використовують, будуючи спеціалізовані обчисл. машини для розв'язування задач операцій дослідження. Див. також Електронне моделювання задач математичного програмування, «АСОР». В. В. Васильєв.

ЦИФРОВА ОБЧИСЛЮВАЛЬНА МАШИНА (ЦОМ) — пристрій переробки інформації, представленої в цифрових кодах. Сучасні ЦОМ є складними електронними пристроями з десятків—сотень тисяч електронних приладів або їхніх еквівалентів. Швидкість великих ЦОМ досягає десятків мільйонів операцій за секунду. Пам'ять сучасних ЦОМ вдатна зберігати мільйони одиниць інформації. Більшість ЦОМ є алгоритмічно універсальними засобами переробки інформації, за допомогою яких розв'язують складні матем. та інформаційно-логічні задачі, створюють різні автоматизовані системи управління, моделюють складні процеси та явища і т. п. (д. між с. 440—441).

Перший механічний пристрій, призначений для виконання арифм. операцій, було створено на початку 17 ст. Однак бурхливий розвиток засобів дискретної обчислювальної техніки почався лише наприкінці 40-х років 20 ст., коли для створення логічних елементів ЦОМ почали використовувати електронні лампи.

Ідея створення ЦОМ належить англ. математикові Ч. Беббіджу (1792—1871), який,

побудувавши кілька моделей мех. напіваавтоматичних машин, 1833 спроектував універсальну автоматичну обчисл. машину, назвавши її аналитичною машиною. Однак через низький рівень розвитку техніки цей проєкт не було реалізовано.

В 1933—44 в США було створено релейну ЦОМ «Mark-I», в 1945 — першу електронну ЦОМ «ENIAC», а наприкінці 40-х років ЕЦОМ починають розробляти і в СРСР (див. «МЭСМ») та в Англії. В 50-х роках у схемах ЦОМ почали використовувати транзистори, які до початку 60-х років майже повністю витіснили з обчисл. техніки електронні лампи.

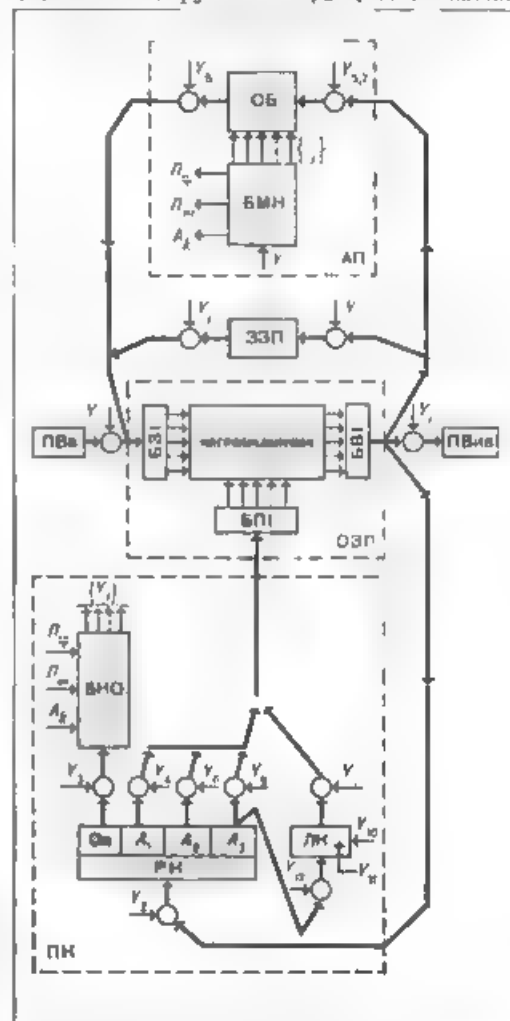
Середина 60-х років є часом впровадження в ЦОМ інтегральних схем; 1965 випущено сімейство обчисл. систем «IBM 360» на інтегральних схемах. Прогрес електроніки йшов шляхом дедалі більшої інтеграції електронних систем: було створено *одноразові інтегральні схеми* ВІСЯ (див. *Мікроелектронна елементна база обчислювальної техніки*), і з 1970 створюють машини, елементною базою яких є ВІСЯ.

В процесі розвитку (до 1972) ЦОМ пройшли 5 стадій, відповідно й самі машини прийнято ділити на покоління — від нульового до четвертого (див. *Обчислювальна машина*). В основу періодизації розвитку ЦОМ покладено їхню елементну базу (реле й електронні лампи — у машин 0-го й 1-го покоління, напівпровідникові елементи — у 2-го, інтегральні схеми — у 3-го, великі інтегральні схеми — у 4-го покоління машин). Розвиток елементної бази відкривав нові можливості щодо вдосконалення алгоритмічної та логіч. структура ЦОМ. У 2-й половині 60-х років почали випускати багатопроцесорні машини — *обчислювальні системи*, а наприкінці 60-х — з'явилися гігантські високоефективні обчисл. системи, здатні виконувати кілька десятків мільйонів операцій за 1 сек (див. «CDC 7600»).

Типова схема сучасної ЦОМ (мал.) має такі основні пристрої: *запам'ятовувальний пристрій* (ЗП), призначений для зберігання програми обчислень, первинних даних, а також проміжних та кінцевих результатів розв'язування задачі; *арифметичний пристрій* (АП), що перетворює інформацію; пристрої введення, які забезпечують введення та записування початкової інформації в пам'ять ЦОМ; пристрої виведення, призначені для видавання результатів розв'язування задачі (див. *Пристрої введення та виведення інформації ЦОМ*); *пристрій керування ЦОМ*, який синхронізує роботу всіх пристроїв у процесі виконання програми (загальний вигляд пристроїв див. на іл. між с. 184—185). Крім того, ЦОМ, як правило, мають ще мультиплексні й селекторні канали, які зв'язують пам'ять машини, ПК та зовнішні пристрої (див. *Пристрій об'єдну ЦОМ*).

Інформацію до ЦОМ (букви, цифри, спец. знаки) подають здебільшого у двійково кодованому вигляді, а числа — у двійковій системі числення. Це пов'язано перш за все з наяв-

ністю надійних, економічних та швидкодіючих елементів в двома стійких станах. Крім того, в двійковій системі числення операції виконуються технічно просто. У пристроях введення—виведення інформації використовують двійково-вісімкову, двійково-десятькову та ін. системи числення. В деяких ЦОМ (напр. «MIP») двійково-десятькову систему застосовують як основну при виконанні арифметичних операцій. Одиницею інформації, в якій оперує машина, в ЦОМ є *машинне*



Спрощена функціональна схема ЦОМ

слово. Ним може бути команда, число або група буквенно-цифрових знаків. Число двійкових розрядів, що їх відводять під машинне слово, становить звичайно кілька десятків розрядів. У деяких машинах довжина слова є змінною і вимірюється числом байтів (8-двійкових розрядів).

У ЦОМ використовують дві форми представлення двійкових чисел: з фіксованою та з пла-

яючою комою. Представлення чисел у формі з фіксованою комою дає змогу за простої структури АП одержувати високу швидкість ЦОМ. Однак для ЦОМ з фіксованою комою ускладнюється процес програмування в зв'язку з необхідністю вводити масштабні коефіцієнти, щоб виключати можливість переповнення розрядної сітки. Внаслідок застосування чисел у формі з плаваючою комою збільшується час виконання арифм. операцій та доводиться ускладнювати АП, але програмувати в цьому разі значно простіше, бо тут, як правило, немає процедури масштабування.

Кожна ЦОМ виконує певний набір операцій. Система операцій ЦОМ повинна бути алгоритмічно повною та забезпечувати просто й економічне програмування. Операції, виконувані ЦОМ, умовно поділяють на арифметичні й логічні, операції керування, введення — виведення тощо. Звичайно в ЦОМ використовують від кількох десятків до кількох сотень різних операцій, відповідно до обраної *модель системи*.

В сучасних ЦОМ значайно використовують командно-адресний принцип керування. Машина команда містить інформацію про операцію, яку необхідно провести за даною грою виконання програми (код операції), а також інформацію про операнда. Операнда в команді найчастіше задаються їхніми адресами, однак їх можна задати й безпосередньо. У багатьох випадках адреса в команді є адресою не самого операнда, а адресою поля в пам'яті, яка містить цю адресу (т. з. посередня адресация). Поширена й відносна адресация операндів, яка полягає в тому, що для того, щоб знайти адреси операнда, адресу команди додають до якоїсь базової адреси.

В ЦОМ найпоширенішими є одно-, дво- та трьохадресні команди. За ємністю пам'яті, необхідної для зберігання програм, і за часом виконання програм ці типи команд приблизно однакові. Щоб підвищити ефективність розв'язування задач різних класів, у деяких ЦОМ використовують команди зі змінним числом адрес («IBM-360», «Днепр-21»). У ЦОМ з магазинною (стековою) пам'яттю застосовують нуль-адресні, а при використанні асоціативного ЗП — безадресні команди.

Щоб забезпечити велику продуктивність ЦОМ та розширити клас розв'язуваних на них задач, треба, щоб пам'ять машини мала велику ємність і малий час звертання (при великій надійності роботи та малій вартості). Однак побудувати один ЗП, який задовольняв би всі перелічені вимоги, неможливо. Тому сучасні ЦОМ мають ієрархічну (багаторівневу) систему пам'яті. Основою цієї ієрархії є компроміс між ємністю ЗП та його швидкістю. Кожний рівень пам'яті характеризується ємністю ЗП, часом звертання до *випадково доступного пристрою* та вартістю, причому зі збільшенням швидкості збільшується вартість та зменшується ємність ЗП. Найчастіше в ЦОМ застосовують такі рівні пам'яті: *реєстри*, надоперативні ЗП (НОЗП), оперативні ЗП (ОЗП, та зовнішні ЗП (ЗЗП).

Структура пам'яті й характеристика ЗП різних рівнів визначається класом ЦОМ.

Обчислювальну потужність (продуктивність) ЦОМ визначають, в основному, їхньою швидкістю та ємністю пам'яті. Є кілька методів визначення *швидкості ЦОМ*, наприклад, за швидкістю беруть величину, обернену середньозваженому часові виконання однієї операції. Щоб визначити швидкість, операції присвоюють вагу відповідно до відносної частоти застосування їх у якомусь обраному класі задач, найтипівішому для певних ЦОМ. Таку швидкість, що має розмірність «операцій/сек», наз. *номинальною*. Вона лише частково визначає ефективну швидкість машини, яка, крім того, залежить і від способу організації обміну інформацією між ОЗП ЗП і зовнішніми пристроями та від якості *операційної системи*. Обчислювальна *потужність ЦОМ* залежить і від ємності ЗП на кожному з рівнів ієрархії пам'яті (ємність кожного ЗП обчислюється звичайно в байтах).

Процес виконання однієї типової трьохадресної команди з прямою адресацией (наприклад, команда додавання двох чисел) можна простежити по схемі, наведеній на мал. Розгляд процесу починається з того моменту, коли на спеціальному реєстрі ПК — лічильнику команд (ЛК) перебуває адреса чергової команди програми. Блок керування операціями (БКО) формує керуючі імпульси $\{Y_i\}$, які визначають послідовність мікрооперацій, яка забезпечує виконання команди. За сигналом Y_1 адреса команди, в якій зберігається чергова команда програми, передається в блок пошуку інформації (БПІ), який викликає команду в ОЗП до блока відтворення інформації (БВІ). За сигналом Y_2 команда заноситься в реєстр команд (РК). За сигналом Y_3 код операції передається в БКО і відповідно до цього БКО формує подальшу послідовність керуючих сигналів $\{Y_i\}$. За сигналом Y_4 1-а адреса A_1 передається в ОЗП і в комірку з цією адресою вибирається 1-й операнд, який за сигналом Y_5 перепишується в операційний блок (ОБ) АП. Аналогічно 2-й операнд вибирається в ОЗП за адресою A_2 (сигнал Y_6) та записується за сигналом Y_7 в ОБ АП. Подальші сигнали Y_i надходять у блок місцевого керування (БМК) АП, який виробляє сигнали $\{I_i\}$, що керують процесом виконання операції в ОБ. Крім того, БМК в разі переповнення формує сигнал P_ϕ , сигнал закінчення операції A_4 та сигнал P_ω , який виробляється при виконанні деяких умов, наприклад, при одержанні від'ємного результату, рівності двох чисел і т. п. Сигнали P_ϕ , P_ω та A_4 надходять в БКО ПК та використовуються при формуванні керуючих сигналів $\{Y_i\}$. Після закінчення виконання операції в АП за сигналом Y_8 результат передається до блока запису інформації (БЗІ) ОЗП, за сигналом Y_9 адреса A_4 передається до БПІ ОЗП і результат операції записується в пам'ять. Сигнал Y_{10} збільшує вміст ЛК на одиницю,

підготувати вибірку чергової команди програм.

За призначенням ЦОМ поділяють на обчислювальні машини загального призначення (універсальні) та спеціалізовані. Перші служать для розв'язування широкого класу задач, вони мають розгалужену систему операцій, ієрархічну структуру ЗП та розвинену систему введення—виведення інформації. Спеціалізовані ЦОМ розв'язують вузьке коло задач. Характеристика спеціалізованих ЦОМ та їхня структура залежать від специфіки розв'язуваних задач і тому ці ЦОМ розв'язують такі задачі ефективніше, ніж машини загального призначення. Спеціалізовані ЦОМ широко застосовують як основну ланку автоматизованих систем управління (АСУ), вони забезпечують керування та надання алгоритмами різними об'єктами та процесами (див. *Керування обчислювальною машиною, Спеціалізована обчислювальна машина*).

За обчислювальною потужністю ЦОМ умовно поділяють на малі, середні та великі. Малі ЦОМ мають порівняно невелику номінальну швидкість (сотні—тисячі операцій за секунду) та ємність ОЗП — порядку десятків тисяч байтів («МІР», «Нагір»), їх призначено, гол. чин., для інженерних розрахунків та для роботи в складі багатомашинних обчислювальних систем. ЦОМ середньої потужності мають швидкість порядку кількох десятків тисяч операцій за 1 сек, ємність ОЗП — на десятки тисяч байтів, а ЗЗП — на мільйони байтів (ЦОМ сімейств «Урал», «Мінск», «Радан»). Швидкість ЦОМ великої потужності досягає сотень тисяч — мільйонів операцій за 1 сек, ємність ОЗП в них — до мільйона, а ЗЗП — на десятки мільйонів байтів («БЭСМ-6», «СРС-7000»).

Лит. Котов А. М., Кришчак Н. А. Электронные цифровые машины в программировании. М. 1961 (бібл. с. 367—368). Пачерков А. А. Логические основы цифровых машин и программирования. М. 1965 (бібл. с. 383—385). Г. в. Ленинские состоящие в особенности развития вычислительной техники за рубежом. Л. 1968. Грубин В. И., Киртан В. С. Электронные вычислительные машины и моделирующие устройства. Справочник. М. 1969 (бібл. с. 179—181).

К. Г. Вулфов С. М. Новітні ЦОМ в Україні.

ЦИФРОВОЙ ДИФЕРЕНЦІАЛЬНИЙ АНАЛІЗАТОР — спеціалізована обчислювальна машина, до складу якої входить цифровий інтегратор, який реалізує найпростіші форми чисельного інтегрування. Ц. д. а. належить до класу цифрових інтегрованих машин.

ЦІЛЬОВА ФУНКЦІЯ, функція мети — функція, найбільше або найменше значення якої на допустимій множині відшукується в задачах програмування математичного. Від властивостей Ц. ф. залежать існування, єдиність і характеристики властивості розв'язку.

ЦІПФА ЗАКОН — ймовірнісний розподіл, задаваний формулою $p_n = \frac{c}{n^{\gamma}}$, де c і γ — константи, а p_n — ймовірність здійснення n -ї

події в групі несумісних подій. При $\gamma > 1$ ця група може складатися з лічбової множини подій, а при $\gamma < 1$ — має бути скінченна. Число n наз. рангом події. Ранги означають упорядкованість подій за зменшенням їхніх ймовірностей. Ц. з. відображає розподіл ймовірностей слів у даному корпусі текстів ($\gamma \approx 1$), розподіл ймовірностей потрапляння статті на дану тему в різні журнали та інші розподіли, що виникають у лінгвістиці, інформації тощо.

Здебільшого найістотніші відхилення реальних розподілів від Ц. з. спостерігаються для подій мінім. рангів та за екстрем. розподілу. Характерна особливість Ц. з. для ймовірностей поам слів у тексті полягає в тому, що хоча цей закон діє на будь-якому замкненому корпусі текстів — ранги конкретних слів можуть істотно змінюватися при переході до іншого корпусу текстів. Очевидно, поняття рангу (відповідно, частотності) конкретного слова має сенс лише для даного корпусу текстів і в певному розумінні слова, напр., як буквораду між двома проміжками. Існує кілька схем теор. виведення Ц. з.: на основі іскомпромісу між моделлю і слухачем, з міркувань мінім. вартості оптим. коду, з термодинамічних міркувань найімовірнішого розподілу при даній сумарній «складності» тексту.

Лит. Фрумкина Р. М. Статистические методы изучения лексик. М., 1964 (бібл. с. 111—114). Шрейдер Ю. А. О возможности теоретического вывода статистических закономерностей текста (к обоснованию закона Ципфа). «Проблемы передачи информации», 1967, т. 3, к. 1; Мандельброт Б. О рекурсивном кодировании практическим анализом языка. В кн. Теория передачи сообщений Пер с англ. М. 1957. Zipf G. K. Human Behaviour and the principle of least effort. Cambridge 1949.

Ю. А. Шрейдер

ЦОМ АСИНХРОННА — цифрова обчислювальна машина, в якій величина робочого такту залежить від виду виконуваної операції і від операцій (плаваючий робочий такт). У ЦОМ а. момент початку виконання чергової операції визначається сигналом, що формується в момент закінчення попередньої операції. В машині здебільшого використовується принцип місцевого керування, за яким осн. виконавчі пристрої (арифм. пристрій, оперативний і зовн. запам'ятовувальний пристрій, пристрій введення та виведення) мають блоки місцевого керування, що формують керуючі сигнали, які забезпечують автономну роботу цих пристроїв, і сигнали, які фіксують моменти закінчення роботи виконавчих пристроїв. Пристрій керування за кодами виконуваних операцій і сигналами, що надходять з блоків місцевого керування, координує роботу виконавчих пристроїв під час реалізації програми обчислень. Асинхронний принцип керування дає змогу хоріванню просто узгоджувати в часі роботу пристроїв з різною швидкістю, напр., арифметичного і пристрою виведення. У ЦОМ а. можна легко поєднувати роботу різних пристроїв ЦОМ і контролювати перебіг обчисл. процесу за сигналами закінчення операцій. Швидкість ЦОМ а. (за інших

однакових умов) значно вища, ніж ЦОМ синхронний, з яких величина робочого такту є сталою.

Осн. вада ЦОМ а. — великі апаратні затрати. Тому застосовувати асинхронний принцип керування доцільно лише тоді, коли ставлять високі вимоги до швидкодії і коли до складу ЦОМ входить багато пристроїв з різною швидкістю. Асинхронний принцип керування широко застосовують в обчислювальних системах і ЦОМ з мультипрограминим керуванням. У багатьох ЦОМ застосовують мішаний метод керування: для частини операцій використовують плаваючий робочий такт, а для решти — постійний.

Лит. Папернов А. А. Логические основы цифровых машин и программирования. М., 1968 [Бібліогр. с. 383—385]. Ю. А. Бузунов, Б. М. Васильев.

ЦОМ СИНХРОННА — обчислювальна машина дискретної дії, в якій величина робочого такту для кожної операції є сталою. У ЦОМ с. величина робочого такту визначається часом виконання «найдовшої» операції, при виконанні інших (особливо «коротких») операцій стається втрата машинного часу. Тому швидкість синхронних цифрових машин набагато менша за швидкість ЦОМ асинхронних, проте вона проста за будовою й надійна в експлуатації. Синхронний принцип керування зі сталим робочим тактом для

всіх операцій часто використовують у ЦОМ, що мають *оперативний запам'ятовувальний пристрій* (ОЗП) з періодичним вибиранням інформації (напр., магнітний барабан); величина робочого такту в таких ЦОМ дорівнює періоду звертання до ОЗП. Для збільшення швидкодії ЦОМ с. усі операції розбивають на групи так, щоб час виконання кожної з операцій однієї групи був приблизно однаковий, і для кожної групи встановлюють відповідну сталу величину робочого такту.

Через низьку продуктивність ЦОМ с. синхронний принцип керування часто поєднують з асинхронним (мішане керування). Для операцій, час виконання яких істотно залежить від операндів (множення й ділення чисел у ЦОМ з фіксованою комою, арифм. операції в ЦОМ з плаваючою комою тощо), застосовують асинхронний принцип керування (плаваючий такт). При виконанні інших операцій використовується синхронний принцип керування (постійний робочий такт). У таких ЦОМ сигнали, що керують роботою виконавчих елементів, формуються й у центр. пристрої керування, і в блоках місцевого керування.

Лит. Папернов А. А. Логические основы цифровых машин и программирования. М., 1968 [Бібліогр. с. 383—385].

Ю. А. Бузунов, Б. М. Васильев.

ЧАС ВИБИРАННЯ ІНФОРМАЦІЇ — час, що витрачається на відшукування й виведення із запам'ятовувального пристрою одиниці інформації (одного слова). Див. також *Час звертання до запам'ятовувального пристрою*.

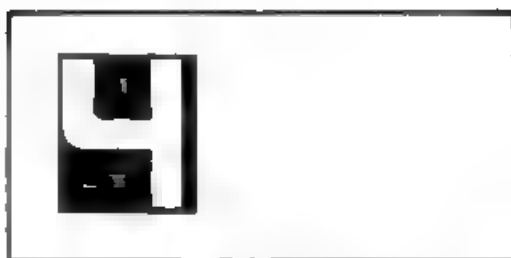
ЧАС ВІДНОВЛЕННЯ після відмови — час, що витрачається на відшукування й усунення однієї відмови в якомусь пристрої, напр., у цифровій обчислювальній машині. Ч. в. являє собою випадкову величину, яка залежить від характеру відмови, від засобів діагностичного контролю, що їх застосовують, і кваліфікації обслуговуючого персоналу. Як правило, оперують величиною середнього Ч. в. $t_{\text{ср}}$, що його можна обчислити на основі статистичних даних

$$t_{\text{ср}} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\sum_{i=1}^n t_i}{n},$$

де n — кількість відмов ЦОМ за певний час її експлуатації, t_i — час відновлення ЦОМ після i -ої відмови.

ЧАС ЗВЕРТАННЯ ДО ЗАПАМ'ЯТОВАЛЬНОГО ПРИСТРОЮ — мінімальний час між черговими запусками запам'ятовувального пристрою (ЗП) для зчитування або записування одиниці інформації за довільними адресами. Залежно від типу ЗП такою одиницею може бути масив слів, які розміщуються в запам'ятовувальному пристрої зони (напр., у випадку, якщо ЗП — на магнітній стрічці), або слово (число), яке розміщується в кожній запам'ятовувальній пристрої.

У першому випадку, коли звертання відбувається принципово лише до певної зони, а не до комірки, Ч. з. до з. складається з часу пошуку зони і часу зчитування (записування) масиву слів і залежить як від розташування шуканої зони, так і від величини масиву. Для таких ЗП Ч. з. до з. є величиною змінною, тому для характеристики їхніх швидкісних параметрів використовують інші показники, напр., швидкість зчитування (записування) двійкових одиниць або слів певної розрядності чи шільність розміщення інформації на одиницю часу носія і швидкість його переміщення та ін. Найчастіше користуються поняттями Ч. з. до з. м. в іншому випадку, коли принцип роботи ЗП використовує звертання до комірки. При цьому для циклічних ЗП (ЗП на барабані, ЗП на лінійних затримки та ін.) Ч. з. до з. м. дорівнює циклові роботи (часові обертання барабана, періоду ві циркуляції інформації відносно засобів зчитування). Для інших типів ЗП він складається з часу вибирання інформації (складається з часу пошуку фіз. адреси комірки і часу зчитування) та часу регенерації (записування), включаючи час перехідних процесів у розрядних лініях. Щоб збільшити швидкість роботи ЗП, часто суміщують робочі цикли так, що пошук комірки відбувається тоді, коли ще не закінчився перехідний процес у



розрядних ліній від попереднього звертання, тому цей час можна виключити з Ч. з. до з. п. У ЗП, де операції зчитування і регенерації (стирання і записування) взаємно не зв'язані (напр., у пристрої зі зчитуванням без руйнування інформації) швидкість роботи визначається Ч. з. до з. п. окремо для зчитування і записування або обертаннями їх величинами: частотою зчитування і частотою записування.

ЧАС МОДЕЛЮВАННЯ ДІЯСНИЙ проміжок часу функціонування реальної системи, відтворений у процесі моделювання її поведінки. Поведінка системи часто відтворюється не в дійсному часі, а в часі, перетвореному за допомогою певного масштабу. Так, при моделюванні функціонування морського порту Ч. м. д. іноді може досягати кількох років або навіть десятиків років, тоді як відтворення процесу на обчисл. машині триває лише кілька хвилин. На практиці Ч. м. д. вибирають, виходячи з потреб точності в урахуванні швидкості збіжності процесу, який вивчають. При моделюванні нестационарних процесів Ч. м. д. здебільшого в кілька разів більший, ніж при моделюванні стаціонарних.

ЧАС РОБОТИ ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЇ МАШИНИ КОРИСНИЙ — час, протягом якого обчислювальна машина, перебуваючи в режимі розв'язування або налагоджування задач, працює безвідмовно. Прогнозне відношення корисного часу до заг. календарного часу роботи машини є показником надійності роботи ЦОМ.

ЧАС ЧЕКАННЯ — проміжок часу в масового обслуговування систем від моменту вступу абонента в чергу до моменту початку обслуговування його. Ч. ч. — випадкова величина, що характеризує тривалість пасивної затримки абонента, який чекає на обслуговування. Змістовне значення Ч. ч. в реальних системах досить різноманітне: час простоя суден, чекання пасажирів трамваїв, автобусів, зберігання товарів у магазинах тощо. Якість роботи системи масового обслуговування часто можна охарактеризувати за допомогою ймовірнісного розподілу Ч. ч. абонента, який прибув у систему в момент часу, досить далекий від початку її функціонування. Математичне сподівання цього розподілу — середній Ч. ч. — найважливіша і найпростіша характеристика якості обслуговування. Визначити розподіл Ч. ч. аналітичними методами досі вдалося лише при досить жорстких

допущеннях. **Показниковий розподіл часу** обслуговування або пуассонівський вхідний потік (див. *Пуассона потік*). Для n -лінійної системи обслуговування з пуассонівським вхідним потоком параметра λ та довільним розподілом часу обслуговування з середнім $\frac{1}{\lambda}$ за умови $\frac{\lambda}{v} = \rho < n$ розподіл Ч. ч. $F(t)$ має вигляд

$$F(t) = P\{\gamma > t\} = \frac{\rho^n P_0}{(n-1)! (n-\rho)} e^{-v(n-\rho)t}$$

$$\text{де } P_0 = \frac{1}{\left[\sum_{k=0}^n \frac{\rho^k}{k!} + \frac{\rho^n}{n! (n-\rho)} \right]}$$

Звідси можна одержати ф-лу для середнього Ч. ч. a

$$a = \frac{\rho^n P_0}{(n-1)! v (n-\rho)}$$

Поняття Ч. ч. та методи обчислювання його використовують на практиці в тех. та економ. задачах при дослідженні тривалості зберігання товарів, строків затримки інформації тощо

ЧАСОВИЙ РОЗПОДІЛ СИГНАЛІВ - розподіл, при якому кожному з якоїсь сукупності сигналів виділяється певний відрізок часу. Застосовується, коли поставлено завдання одним пристроєм обслужити велику кількість давачів сигналів або машин, коли велику кількість різних сигналів, що надходить з однієї лінії зв'язку, потрібно розподілити серед різних споживачів (напр., у телемех. системах сигналізації, керування й вимірювання, в багатокапальних радіолініях зв'язку, машинах централізованого контролю, керуючих об'єкта мазинних тощо). Повний час підймання всіх давачів (споживачів), який

$$\text{наз. циклом, дорівнює } T_n = \sum_{i=1}^n \Delta t_i, \text{ де}$$

Δt_i - час підймання давача (споживача) з номером i ; n - заг. кількість їх. Реалізується Ч. р. с. за допомогою електромех. або електронних комутаторів. У телемех. системах принцип Ч. р. с. потребує застосування комутаторів на передавальній та приймальній сторонах лінії зв'язку. Умовою надійного й точного Ч. р. с. є синхронність і синфазність роботи комутуючих пристроїв. Синхронізацію їхньої роботи можна забезпечити за допомогою заг. електр. мережі, що живить розподільники. Цього досягають, використовуючи або генератори однакової частоти на передавальній та приймальній сторонах, посилюючи примусові сигнали синфазування їх, або т. з. покрокову синхронізацію, що виконується за допомогою одного генератора, який керує розподільниками як на передавальній, так і на приймальній сторонах, посилюючи в лінію синхронізуючі покрокові імпульси.

Літ.: Райнес Р. Л., Горьшков О. А. Телеуправление. М. Л. 1965 [бібліогр. с. 531-536]

Новак В. М. (та ін.). Телемеханіка, М., 1967 [бібліогр. с. 416-420] Катков Ф. А. Телеуправление. К., 1967 [бібліогр. с. 370-372]

О. С. Велімо.

ЧАСОВІ ПЕРЕМИКАЛЬНІ ФУНКЦІЇ - дискретні функції, у яких значення аргументів і функції залежать від значень дискретного часу (дискретних тактів), значень аргументів і значень функцій в різні часові такти. Якщо вважати, що дискретний час набуває значень $0, 1, \dots, q, \dots$, то для будь-якого фіксованого моменту часу $t = s$ значення ф-ції в цей момент часу залежить у заг. випадку від усієї передісторії, тобто значень усіх аргументів ф-ції в усі моменти від $t = 0$ до $t = s$ включно, значень самої ф-ції в усі моменти часу від $t = 0$ до $t = s - 1$ включно й значення самого аргументу часу $t = s$. Але не допускається, щоб значення ф-ції в момент часу s залежало від її значення в цей самий момент або пізніші моменти та від значень аргументів у пізніші моменти часу. Отже, в заг. вигляді Ч. п. ф. можна визначити так. Нехай задано n упорядкованих послідовностей виду $\{x_i^j\}$, де x_i^j - значення j -го елемента i -ої послідовності (значення аргументу x_i в j -й такт дискретного часу) й задано елемент y^j послідовності $\{y^j\}$ (y^j - значення ф-ції в j -й такт дискретного часу). Для будь-якого фіксованого $t = s$ Ч. п. ф. $y^s = \varphi(y^{s-1}, y^{s-2}, \dots, y^{s-p}, x_1^{s-1}, x_1^{s-2}, \dots, x_1^{s-p}, \dots, x_n^{s-1}, \dots, x_n^{s-p}, x)$ де $q, p_1, \dots, p_n < s$. Для деяких початкових тактів може виявитися, що значення Ч. п. ф. залежить від значень ф-ції аргументів у від'ємні такти часу. Тоді, як правило, припускають, що ці значення збігаються з тими значеннями аргументів і ф-ції, що їх було реалізовано в момент $t = 0$.

Можливі різні методи описування Ч. п. ф. За одних замість числення висловлювань, придатного для описування перемикальних функцій, використовують відповідні числення предикатів. Напр., в алгебрі станів і подій, яку запропонував Е. Берклі, використовують спец. набір операторів, які відображують часові співвідношення (так, наприклад, операторами є «ПІСЛЯ», «ПОКИ ЩО», «ДО», «ПРОТЯГОМ», «ПОЧИНАТИСЯ» тощо). Ці способи описування Ч. п. ф. виявлялися малоефективними при розв'язуванні задач логічного синтезу схем. Другий підхід ґрунтується на розгляді аргументів і значень операцій на часових інтервалах. Третій підхід до опису Ч. п. ф. пов'язаний з поповненням звичайної алгебри перемикальних ф-цій операцією часової затримки на будь-яку фіксовану кількість дискретних тактів (фактично досить мати операцію затримки на один такт). У теорії секторно-часових перемикальних ф-цій доводять теорему, що має заг. характер для всіх Ч. п. ф. За цією теоремою, система Ч. п. ф. повина тоді й лише тоді, коли вона містить повну систему перемикальних ф-цій і хоча б одну ф-цію, що змінює час. Дуже важ-

ливим є те, що, маючи повну систему Ч. п. ф., можна описати будь-який автомат скінченний.

Щоб одержати ефективні методи описування Ч. п. ф. і розв'язування задач логічного синтезу, зручно розглядати підкласи Ч. п. ф. Якщо Ч. п. ф. від i -значних аргументів x_i має вигляд $y = \varphi(x_1, x_2, \dots, x_n, t)$, тобто значення y при $t = z$ є перемінальною ф-цією $y^z = \varphi(x_1, x_2, \dots, x_n, z)$, то таку Ч. п. ф. наз. часовою i -значною ф-цією (при $i = 2$ — часовою булевою ф-цією). При цьому з точки зору практичних інтересів стають важливі такі i -значні часові ф-ції, які є періодичними (з періодом q), тобто для будь-якого t задовольняють рівність $\varphi(x_1, x_2, \dots, x_n, t + q) = \varphi(x_1, x_2, \dots, x_n, t)$. Такі ф-ції можна задати як

$$y = \bigvee_{\alpha=0}^{q-1} \tau_{\alpha} y^{\alpha}.$$

Вивчення їх зводиться до вивчення сукупності перемінальних ф-цій $\{y^{\alpha}\}$ й способу реалізації характеристичних ф-цій τ_{α} ($\tau_{\alpha} = 1$), якщо $t = \alpha$; $\tau_{\alpha} = 0$, якщо $t \neq \alpha$. Іншим підкласом Ч. п. ф. є рекурсивні ф-ції, що їх визначають так: $y^t = \varphi(x_1^t, \dots, x_n^t, x_1^{t-1}, \dots, x_n^{t-1}, y^{t-1}, \dots, y^{t-n+1})$.

Тут t_k — моменти дискретного часу, менші за n (для значень ф-цій) або не більші за n (для значень аргументу). Якщо через w_i позначити затримку x_i або y на i тактів, то після відповідної заміни рекурсивні ф-ції набуває вигляду: $y = \varphi(w_1, w_2, \dots, w_{n+1}, y, \dots, y)$.

Це дає змогу виражати її за допомогою апарату перемінальних ф-цій (при значенні аргументів і значень ф-ції, булевої ф-ції, що дорівнює двом — за допомогою апарату булевих ф-цій).

Лит.: Вавжелевський Ю. Я. Вопросы теории временных логических функций. В кн. Вопросы теории математических машин сб. 1. М., 1958; Рабинович З. Л. Векторно-временные переключателные функции (ВП-функции) как язык для описания схем и процессов переработки информации. «Кибернетика», 1968 № 3; Рогачевский В. Н. Динамические автоматы и временные булевы функции. Известия АН СССР Техническая кибернетика, 1970, № 2; 3; Поспелов Д. А. Логические методы анализа и синтеза схем. М., 1968 [бібліогр. с. 324—328]; Беркли Э. Стохастическая логика и разумные машины. Пер с англ. М., 1961 [бібліогр. с. 244—252].

Д. О. Пестель

ЧАСТКОВО ВПОРЯДКОВАНА МНОЖИНА — множина M , у якій введено відношення порядку, тобто для деяких пар елементів x, y встановлено абстрактне відношення $x < y$ (x передув y); при цьому ні для якого x не повинно бути $x < x$, і з $x < y$ та $y < x$ повинно випливати $x = x$ (іноді Ч. в. м. називають упорядкованими). В алгебрі Ч. в. м. звичайно вивчають як множини, на якій задано рефлексивне, антисиметричне й транзитивне відношення $<$, що його теж називають порядком. З відношенням $<$, введеним

вище (тоді його називають строгим порядком), відношення $<$ пов'язане так: $a < b \Leftrightarrow \Leftrightarrow a < b$ або $a = b$. Приклад 1. Множина дійсних чисел зі звичайним упорядкуванням; $x < y$ означає, що число $y - x$ є додатним. У цьому разі для будь-якої пари елементів $x = y$ або $x < y$, або $y < x$.

2. Множина всіх матриць $A = (a_{ij})$ з дійсними елементами; $A < B$ означає, що $a_{ij} < b_{ij}$ для всіх i, j , але $A \neq B$. Очевидно, що існують «непорівнянні» матриці $A \neq B$, для яких ні $A < B$, ні $B < A$.

3. Множина всіх неперервних ф-цій $f(x)$ на відрізку $[a, b]$; $f < g$ означає, що для всіх $x \in [a, b]$, $f(x) < g(x)$, але $f(x) \neq g(x)$. І в цьому разі існують пари $f \neq g$, для яких ні $f < g$, ні $g < f$.

Поняття часткової впорядкованості є важливим у пов'язанні з алгебраїчними структурами (напр. з абелевими групами) чи з алгебраїчними й топологічними (в теорії частково впорядкованих лінійних просторів). Часткова впорядкованість у кіберн. системах часто має характер ієрархічного підпорядкування.

Найпростішою моделлю такого підпорядкування є відношення підпорядкування між гранями симплексу: $x < y$ означає, що грань x є власною границею грані y . Якщо M — Ч. в. м. з порядком $<$, то, визнавши $a < b$ в тому й тільки в тому разі, коли $b < a$, визначимо на M новий порядок. Ч. в. м., яка виникає при цьому, називають двоїстою (чи дуальною) щодо M . Для будь-якого висловлювання про частково впорядковану мн-ну існує двоїсте висловлювання, що його одержують, замінивши символ $<$ на $>$. Наприклад, нижній конус A^{∇} підмножини A в Ч. в. м. M визначають з умови $A^{\nabla} = \{x | x \in M, x \leq a \text{ для всіх } a \in A\}$, а верхній конус A^{Δ} з умови: $A^{\Delta} = \{x | x \in M, x \geq a \text{ для всіх } a \in A\}$. Елемент $a \in M$ називають максимальним, якщо $a \Delta = a$, чи мінімальним, якщо $a^{\nabla} = a$. Елемент a в Ч. в. м. M наз. найбільшим (чи одиницею), коли $a \geq x$ для всіх $x \in M$. Двоїсто визначають найменший елемент (нуль). Звичайно будь-який найбільший (найменший) елемент є максимальним (мінімальним), але не навпаки. Якщо поміж елементами нижнього конуса a^{∇} , які відрізняються від a , існує найбільший елемент b , то кажуть, що a покриває b (або що b безпосередньо передув a , або a безпосередньо йде за b). Якщо в Ч. в. м. M є $a_0 \neq e$, то ряд $0 = a_0 < a_1 < \dots < a_n = 1$, де a_i покриває a_{i-1} , наз. композиційним рядом.

Для досліджування Ч. в. м. та застосувань їх дуже велике значення має принцип двоїстості: якщо правильно є якась теорема про Ч. в. м., сформульована в загальнологічних термінах і в термінах порядку, то правильно є й двоїста їй теорема.

Якщо для будь-яких елементів x і y в Ч. в. м. M має місце одне й тільки одне з трьох тверджень: $x = y$, $x < y$, $y < x$, то множину

M наз. лінійно впорядкованою (або цілком упорядкованою, або ланцюгом). Будь-який мінімальний (максимальний) елемент лінійно впорядкованої множини є найменшим (найбільшим). Взагалі, підмножини лінійно впорядкованої множини не мають мінім. елементів; напр., у множині $\{0, 1, \frac{1}{2}, \frac{1}{3}, \dots, \frac{1}{n}, \dots\}$, впорядкованій звичайним

відношенням «менше», в частині $\{1, \frac{1}{2}, \frac{1}{3}, \dots\}$

лемає мінім. елемент. Якщо в кожній частині M є мінім. елемент, M наз. цілком упорядкованою множиною. Напр., множина натуральних чисел Z_+ цілком упорядкована, а множина Z усіх цілих чисел — ні. За теоремою Цермело (1904) будь-яка множина може бути цілком упорядкованою, тобто в ній можна ввести відношення порядку, яке має розглянуту вище властивість. Ч. в. м. M і N наз. ізоморфними, якщо існує таке бієктивне відображення $\varphi: M \rightarrow N$, коє $z \leq z' < z''$ випливає, що $\varphi(z') < \varphi(z'')$. Якщо M частково впорядкована, то для будь-якого $x \in M$ підмножину $\{y \in M, y < x\}$ наз. відрізком M . Для двох цілком упорядкованих множин M і N можна показати, що або M є ізоморфною відрізку N , або N — відрізку M , а якщо правильним є те й те, то M є ізоморфною N . Ізоморфізм є *тотожністю* відношення між цілком упорядкованими множинами; клас еквівалентності наз. *орди-нальним* (порядковим) числом α . $\text{Ord } M$ означає ординальне число, яке відповідає M . Для ординальних чисел вводять відношення $<: \text{Ord } M < \text{Ord } N$, якщо M є ізоморфною відрізку N , але не N . Скінченне ординальне число є клас еквівалентності, який містить відрізок натурального ряду $\{1, 2, \dots, n\}$ з природним упорядкуванням. Найменше нескінченне ординальне число ω є клас, який містить увесь натуральний ряд $\{1, 2, \dots, n\}$ з природним упорядкуванням. Порядкові числа мають важливе значення як засіб доведення за методом трансфінітної індукції, який є природним узагальненням звичайного методу повної індукції. Нехай треба довести твердження $P(\alpha)$, формулювання якого містить довільне ординальне число α . Принцип трансфінітної індукції полягає в тому, що, коли правильним є $P(1)$ і з правильності $P(\beta)$ для $\beta < \alpha$ випливає правильність $P(\alpha)$, то $P(\alpha)$ є правильним для всіх α . Цей принцип можна довести як теорему в рамках аксіоматичної теорії множин. Застосування його потребує, щоб спочатку було цілком упорядковано множину об'єктів, для яких доводять твердження, а це приводить до трансфінітної нумерації їх. таке впорядкування можливе на основі аксіоми вибору (Цермело). За допомогою трансфінітної індукції доводять чимало важливих теорем математики, напр. теорему Хауса — Бахаха в функціональному аналізі. Важливою є й побудова різних матем. об'єктів за

допомогою трансфінітної індукції. Застосування трансфінітної індукції часто замінюють підходом, що ґрунтується на теоремі Цермела. Нехай $M = \langle X, \leq \rangle$, $X \subseteq M$, якщо $y \in M$ і для всіх $x \in X$ $x \leq y$, то y наз. мажорантою X . Якщо будь-яка лінійно впорядкована підмножина $X \subseteq M$ має мажоранту, то M наз. індуктивною. Теорему Цермела про те, що будь-яка індуктивно впорядкована множина має принаймні один макс. елемент, широко застосовують в алгебрі, функціональному аналізі та в інших галузях математики. Наотліч уявлення про цю теорему дає впорядкування підмножин даної множини «за вкладенням» ($X < Y$ означає $X \subset Y$, $X \neq Y$). Доведення за допомогою теореми Цермела полягає в тому, що шукають макс. підмножину M даної множини M , яка має певну властивість, а потім доводять, що припущення $M \neq M$ приводить до суперечності; звідси роблять висновок, що потрібну властивість має вся множина M .

Л. М. Александров і Р. Дікстрейн. «Математический сборник», 1937, т. 2, в. 3; Кантор. «Вестн. В. Н. Училищ В. З. П. М.», 1895, т. 1, кн. 1, с. 1-10; Функциональный анализ в полупорядоченных пространствах М. А. Г. Лекции по общей алгебре М., 1962 [66блгоср. с. 343-367]; Корнеліус Л. А. Элементы теории структур. М., 1970 [66блгоср. с. 343]; Риггс Ж. Линейные отношения, замыкания, соответствия Галуа В. И. Кибернетический сборник в. 7 М., 1983; Бурбаки Н. Начала математики, ч. 1 Основы структуры анализа, кн. 2. Теория множеств. Пер. с франц. М., 1965.

О. В. Гладкий, ЧАСТКОВО-РЕКУРСИВНІ ФУНКЦІЇ — див. Рекурсивні функції.

ЧАСТОТНІ ХАРАКТЕРИСТИКИ СИСТЕМ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ — характеристики, одержувані при застосуванні перетворення Фур'є імпульсної перетвірної функції (імпульсні характеристики). Для стійкої лінійної стаціонарної системи при подаванні на вхід гармонічного коливання $x_1(t) = A_1 \sin \omega t$ усталена реакція $x_2(t) = A_2(\omega) \sin [\omega t + \varphi(\omega)]$. Відношення комплексних зображень вихідної і вхідної величин такої системи в усталеному режимі гармонічних коливань

$$K(j\omega) = \frac{A_2(\omega)}{A_1} e^{j\varphi(\omega)} = N(\omega) e^{j\varphi(\omega)} \quad (1)$$

є її частотною характеристикою (амплітудно-фазовою частотною характеристикою, комплексною передавальною функцією, комплексною частотною функцією). У нестационарній лінійній системі амплітуда $A_2(t, \omega)$ і зсув фази $\varphi(t, \omega)$ вихідних коливань змінюються з часом, тому частотна характеристика $K(t, j\omega)$ залежить від часу t як параметра, її наз. *параметричною*. Аналітично $K(j\omega)$ можна одержати з передавальної функції $K(s) = \frac{D(s)}{F(s)}$, замінивши параметр перетворення Лапласа s на $j\omega$.

Одержування різних видів характеристик систем автомат. керування ґрунтується на частотній характеристиці. Відповідно (1) мо-

дуги частотної характеристики є відношенням амплітуд вихідного і вхідного коливань системи $N(\omega) = \frac{A_2(\omega)}{A_1}$, а його залежність від

частоти є амплітудною частотною характеристикою системи. Аргумент $\psi(\omega)$ частотної характеристики визначає зсув по фазі вихідного коливання системи відносно вхідного її коливання, його залежність від частоти наз. фазовою частотною характеристикою системи. Амплітудну й фазову частотні характеристики можна визначити аналітично або (для стійких систем) експериментально, подаючи на вхід системи синусоїдне діяння відомої частоти й вимірюючи відношення амплітуд і зсув фаз між вихідними усталеними коливаннями та вхідним діянням.

Частотну характеристику $K(j\omega)$ при фіксованому значенні частоти ω можна зображати радіус-вектором у полярній системі координат. Криву, описану кінець вектора $K(j\omega)$ при зміні частоти ω від 0 до ∞ , наз. амплітудно-фазовою частотною характеристикою системи. Будуючи годограф цієї характеристики в декартовій системі координат, $K(j\omega)$ подають у вигляді $K(j\omega) = P(\omega) + jQ(\omega)$, де $P(\omega) = N(\omega) \cos \psi(\omega)$ — дійсна (реальна) частотна характеристика, а $Q(\omega) = N(\omega) \sin \psi(\omega)$ — уявна частотна характеристика системи.

Логарифмічні частотні характеристики знаходять логарифмуванням виразу (1): $\ln K(j\omega) = \ln N(\omega) + j\psi(\omega)$. Крім залежності $\ln N(\omega)$ і $\psi(\omega)$ від частоти, відкладеної в логарифм. масштабі, наз. відповідно логарифмічною амплітудною частотною характеристикою системи й логарифмічною фазовою частотною характеристикою. Звичайно на практиці по осі ординат відкладають не $\ln N(\omega)$, а пропорційну йому величину $20 \lg N(\omega)$, яку вимірюють у децибелах. Оскільки при логарифмуванні добутку амплітудних характеристик ланок системи замінюють сумою їхніх логарифм. амплітудних частотних характеристик, то цим спрощується дослідження систем автомат. керування. Між $\ln N(\omega)$ і $\psi(\omega)$ для класу *мінімальне-фазових систем* існує взаємно однозначний зв'язок. Частотну характеристику лінійних станіонарних імпульсних систем $K^*(j\omega, \varepsilon)$ визначають через імпульсну перехідну функцію $k[n, \varepsilon]$ або через частотну характеристику $K(j\omega)$ наведеної неперервної частини відповідно так

$$K^*(j\omega, \varepsilon) = \sum_{n=0}^{\infty} e^{-j\omega n \varepsilon} k[n, \varepsilon] \quad (2)$$

$$K^*(j\omega, \varepsilon) = \sum_{n=-\infty}^{+\infty} e^{-j(\omega + 2\pi n/\varepsilon)} K(j(\omega + 2\pi n/\varepsilon)), \quad (3)$$

де $\tilde{\omega} = \omega T$ — відносна частота, а T — період імпульсного елемента (див. *Функції решітчаста*). Її можна знайти ще з передавальної ф-ції $K^*(z, \varepsilon)$, замінивши z на $e^{j\omega \varepsilon}$.

Частотну характеристику імпульсної системи можна представити у вигляді $K^*(j\omega, \varepsilon) = N^*(\tilde{\omega}, \varepsilon) \cdot e^{j\psi^*(\tilde{\omega}, \varepsilon)}$, при цьому, як і для неперервних систем, залежності $N^*(\tilde{\omega}, \varepsilon)$ та $\psi^*(\tilde{\omega}, \varepsilon)$ визначають відповідно амплітуду й фазову частотну характеристики, а крива, яку описує кінець вектора $K^*(j\omega, \varepsilon)$, — амплітудно-фазову частотну характеристику. На відміну від неперервних систем частотна характеристика імпульсних систем $K^*(j\omega, \varepsilon)$ є функцією не тільки частоти $\tilde{\omega}$, а й параметра ε , тому для цих систем характерна сім'я частотних характеристик при різних значеннях ε . Частотні характеристики імпульсних систем є періодичними функціями частоти $\tilde{\omega}$ з періодом $\tilde{\omega}_0 = 2\pi$.

У системах керування на амінному струмі корисний сигнал після модулятора подає об'єднана амплітудно-модульованого сигналу несучої частоти. Досліджуючи такі системи, застосовують частотні характеристики по обидвій — т. з. еквівалентні частотні характеристики.

Ч. х. с. а. н. використовують для аналізу стійкості та якості перехідних процесів, динамічної точності, для синтезу коректуючих пристроїв тощо. Див. також *Лапласа дискретні перетворення*, *Дискретних систем автоматичного керування сигналами*, *Дискретних систем автоматичного керування аналіз*, *Неперервних систем автоматичного керування сигналами* і *Стійкості дискретних систем теорія*.

Лит. Красовський А. А., Прокопелов Г. С. Основы автоматизации в технической кибернетике. М.—Л., 1962 [Бібліогр. с. 598—600]; Ципкин Я. Э. Теория линейных импульсных систем. М., 1963 [Бібліогр. с. 926—933]; Веселерский В. А., Полтав Е. П. Теория систем автоматического регулирования. М., 1972 [Бібліогр. с. 758—760]; Теория автоматического регулирования. кн. 1—2. М., 1967 [Бібліогр. кн. 1 с. 743—763; кн. 2, с. 453—474].

ЧЕБИШОВА ЗАДАЧА РІВНОМІРНОГО НАБЛИЖЕННЯ — див. *Апроксимація функцій рівномірна* (чебишевська).

ЧЕРГ ТЕОРІЯ — прийнята в зарубіжній науковій літературі, головним чином в американській, назва *масового обслуговування теорії*. **ЧЕРГА ТЕЗА** — положення, за яким поняття частково-рекурсивної функції є строгим математичним уточненням функції, обчислюваної в інтуїтивному смислі. Названо за ім'ям амер. математика А. Черча (я. 1903).

Див. *Алгоритмічна теорія*. **ЧИСЕЛЬНІ МЕТОДИ** — методи наближеного чи точного розв'язування задач чистої або прикладної математики, які ґрунтуються на побудові скінченної послідовності дій над скінченною множиною чисел. Ч. м. є предметом вивчення *обчислювальної математики*. Для розв'язування й дослідження задач прикладної математики прийнято вважати за найефективнішу таку методологію. По-перше, складають *модель математичну* (м. м.) процесу. Звичайно м. м. формулюють у термінах інтегр. та дифер. рівнянь ф-цій не-

переривного аргументу. Це т. з. континуальна м. м. Вона є економічним способом описування скінченної сукупності (ансамблю) дискретних об'єктів, коли кількість цих об'єктів стає великою. Таким м. м. є, напр., інтегро-дифер. рівняння Больцмана, яке описує поведінку ансамблю частинок у певному об'ємі. По-друге, здійснюють перехід від континуальної м. м. до дискретної м. м. Цей перехід полягає в заміні ф-цій неперервного аргументу ф-ціями дискретного аргументу, а різницю континуальної м. м. — скінченнорізницею різниці. При цьому інтеграл замінюють скінченною сумою, а похідну — різницею відношенням. Внаслідок цього приходять, як правило, до системи великої кількості рівнянь з багатьма невідомими (дискретна м. м.). По-третьє, складають Ч. м. або обчислювальний алгоритм (о. а.) для розв'язування одержуваної системи рівнянь з певною зазначеною точністю. По-четверте, здійснюють програмування, тобто перекладають о. а. на мову обчисл. машини.

Показав чотири етапи становлять етнологічний ланцюжок сучас. обчисл. математики. Наявні в ній переходи від початкової сукупності дискретних об'єктів (напр., ансамбль молекул у заданому об'ємі газу) до континуальної моделі, а потім до іншої системи дискретних об'єктів (різницеві сітка), необхідні для того, щоб зменшити обсяг перероблюваної інформації. Так, у зазначеному прикладі ансамбль дуже великої кількості частинок (10^{24}) замінюють сукупністю комірок сітки у значно меншій кількості ($10^6 - 10^8$), а закони зберігання в можливому акті співудару замінюють законами зберігання для комірок сітки. Це також приводить до великої, але доступної для ЕОМ системи рівнянь. Зазначений порядок не є обов'язковим. Так, у нейтронній фізиці іноді не приходять до континуальної м. м., а відносять до статистичної вибірки нейтронів, одержуючи наближене зображення ансамблю нейтронів за допомогою системи «представників», які підпорядковуються тим самим законам (*Монте-Карло метод*). Аналогічно до цього, розраховуючи плазму, користуються моделлю «великих молекул». І в економіці, як правило, скінченну кількість дискретних об'єктів безпосередньо описують дискретною моделлю.

Останнім часом з'ясувалося, математичі дедалі більше утверджуються точка зору автономії дискретних м. м. При цьому континуальні м. м. відводиться роль посередника між різними дискретними м. м. і засобами логічно замкненого описування процесу. Перекодячи від континуальної м. м. до дискретної, континуальний оператор замінюють відповідним дискретним. Так, дифер. оператор замінюють різницею, інтеграл — сумою і т. д. Така заміна приводить до появи похибок апроксимації. В практичних обчисленнях слід враховувати й заокруглення похибок, які виникає в ЕОМ при операціях над машинними числами, які мають обмежену кількість значущих цифр. Враховуючи це, одержують реальний о. а. — на відміну від теоретичного о. а.

Цієї привело до необхідності проводити аналіз похибок заокруглювання й гарантованих оцінок точності реальних обчислень і дало поштовх до виникнення інтервалного аналізу (див. *Похибка, Похибка обчислювальної теорії*).

Особливого значення при цьому набув аналіз стійкості обчислювального алгоритму (див. *Стійкість різницевої схеми*), тобто аналіз критеріїв та умов зростання похибок заокруглювання й апроксимації. Слід відзначити, що в багатьох обчисл. алгоритмах, розроблених до появи ЕОМ, взято до уваги тільки похибки апроксимації, а похибки заокруглювання не враховано, внаслідок чого ці о. а. часто виявлялися нестійкими. В сучас. о. а. вимога стійкості є цілком необхідною.

Ост. питанням теорії о. а. є одержання о. а., які задовольняють вимоги високої точності, стійкості й економічності, яку можна виміряти певним умовним маш. часом (див. *Обчислювальні алгоритми й характеристики*). Ці вимоги неважко одна від одної, фактично взаємно суперечливі, і тим самим вони визначають «простір» матем. теорії о. а. Складаючи о. а., який задовольняє всі ці вимоги, є складною задачею оптимізації о. а. Існують різноманітні Ч. м. для розв'язування багатьох важливих класів задач (див. ст. про способи розв'язування відповідних типів рівнянь і класів задач).

Ч. м. розв'язування задач матем. фізики ґрунтуються на дискретизації задачі й на наступному введенні одержаних, загалом кажучи, нелінійних рівнянь до системи лінійних алгебр. рівнянь. У зв'язку з цим Ч. м. можна поділити за способом дискретування на проєкційні й скінченнорізницеві, а за способом розв'язування лінійної системи на прямі й ітераційні. В проєкційних методах шукану ф-цію апроксимують якимсь елементом скінченновимірною векторного простору, що є лінійною комбінацією елементів якоїсь певної системи елементів (метод Фур'є — Рунца — Гальоркіна). В скінченнорізницевої методі шукану ф-цію задають її значеннями на дискретній множині точок, і ці значення треба визначити. Зараз відбувається ідейне зближення двох зазначених груп методів, бо дискретну ф-цію за різницевої методів можна розглядати як лінійну комбінацію різницевої чи поліноміальних ф-цій зі скінченним носієм.

Розв'язки великих систем лінійних рівнянь, одержані *прямою методикою* (напр., методом виключення Гауса, методом Крамера), не завжди стійкі, тому останнім часом запропоновано спец. методи розв'язування, які в особливо ефективними для матриць регулярної структури (рідкі матриці з діагональним переважанням), — це скалярна, векторна й матрицева факторизації, які набули великого поширення в задачах матем. фізики. Дедалі більшу роль починають відігравати *ітераційні методи*, які, в поєднанні з *дробними кроками методами*, є дуже стійкими й забезпечують швидку збіжність.

Для оптимізації ітераційних і прямих ме-

тоді необхідно в інформації про спектр матриці, прийнятій про верхню й нижню межі спектра. Це приводить до необхідності відшукувати власні значення матриці (див. *Власні значення і власні вектори матриць способи обчислення*). Задача про власні значення виникає й тоді, коли досліджують стійкість гідродинамічних течій чи якихось мех. схем. Великі значення мають методи введення нелінійних рівнянь до системи лінійних, особливо метод ітерації за нелінійністю (простою та за Ньютоном), метод предиктор-коректор, квадлінеаризації тощо.

Останнім часом велику роль починають відігравати нерегулярні системи, до яких приводять задачі про потоки в різного роду мережах (теплових та енерг. мережах, трубопроводах). Тут теорія різнищевих схем поєднується з *графією теорією*.

Дедалі більшого значення набувають Ч. м., які ґрунтуються на дискретній м. м., яка виключає (цілком чи частково) континуальну модель (метод Монте-Карло, метод частинок). У методі Монте-Карло величини x , яку треба обчислити, ставлять у відповідність якусь випадкову величину ξ , математично сподівання якої дорівнює x . Величину ξ і випадковий процес моделюють на ЕОМ, і середню ξ , що її одержують на основі досить великої кількості випробувань, беруть за наближене значення x . Нині техніка методу Монте-Карло в значно зросла, розроблено адалі методи побудови випадкових величин та випадкових процесів і зменшення дисперсії їх.

Для т. в. некоректних поставлених задач, які виникають у багатьох дуже важливих застосуваннях математики, розроблено багато нових Ч. м. (див. *Некоректні поставлені задачі способи розв'язування*). Одержано вже результати щодо створення опт. Ч. м. розв'язування деяких класів таких задач. Як критерієм оптимальності користуються вимогою мінімізації похибки Ч. м. чи мінімізації кількості осн. операцій ОМ за заданої похибки. При цьому враховують факт багаторазового розв'язування задачі одного й того самого типу. Для розв'язування складних задач на обчислювальних системах розроблено теорію т. в. паралельних о. а. чи р-алгоритмів. Багато які з зазначених Ч. м. запрограмовано, й вони є частиною бібліотек стандартних програм матем. забезпечення сучас. ОМ (див. *Математичне забезпечення ЦОМ*).

У зв'язку з великою різноманітністю Ч. м., які беруть початок у конкретних задачах, постала необхідність класифікувати й уніфікувати їх. А це, в свою чергу, приводить до наближених методів *низької теорії*, тісно пов'язаної з функціональним аналізом, топологією, інформаційною теорією тощо. Алгоритмів, що їх використовують у сучасних Ч. м., дуже багато. Якщо реалізувати їх у вигляді системи досить універсальних програм, вони можуть стати виробничими (коруючими) алгоритмами й бути основою сучасної технології та виробництва.

М. М. Дяченко.

ЧИСЕЛЬНІ МЕТОДИ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ ЗАДАЧ ДИНАМІЧНОГО ПРОГРАМУВАННЯ — методи, які безпосередньо використовують рекурентні співвідношення Беллмана для побудови оптимального поводження в багатостадійних задачах.

Рекурентне співвідношення Беллмана має вигляд:

$$I_m(p) = \max_{q \in S(p)} \{g(p, q) + I_{m-1}(T_q(p))\}, \quad (1)$$

$$p \in D, N > m \geq 2;$$

$$I_1(p) = \max_{q \in S(p)} g(p, q). \quad (2)$$

де p — стан процесу, D — множина станів, q — керування, $S(p)$ — множина можливих керувань у стані p , T_q — оператор переходу при застосуванні керування q , $g(p, q)$ — ф-ція прибутку за один крок, N — кількість кроків, $I_m(p)$ — значення ф-ції критерію, визначуване при здійсненні опт. поводження за m кроках процесу, за його початкового стану p . З рекурентних співвідношень випливає, що точний розв'язок задачі програмування динамічного можна одержати лише у випадку, якщо множина D — скінченна. Нехай число елементів множини D дорівнює n , число елементів у множині $S(p)$ не більше як i . Тоді на кожному кроці процесу динамічного програмування потрібно використати співвідношення (1) не більше як i разів. Для однократного використання цього співвідношення треба обчислити суму виразу

$$g(p, q) + I_{m-1}(T_q(p)) \quad (3)$$

не більше як i разів. Нехай c — верхня межа числа операцій для обчислення виразу (3). Тоді заг. число операцій можна наближено оцінити зверху величиною $enIN$, при цьому потрібно мати пам'яті порядку nN комірок. Якщо множини $S(p)$ і (або) множини D є нескінченними, то ці множини апроксимуються деякими множинами зі скінченим числом елементів. Якщо множина являє собою якусь компактну підмножину евклідового простору, то для одержання дискретної апроксимації цієї підмножини можна ввести у цьому просторі якусь дискретну сітку, вузли якої, що належать до D , утворюють апроксимуючу множину. Однак цей спосіб ефективний лише для задач, у яких розмірність множини D не перевищує трьох, бо при більшій розмірності для одержання прийнятної точності розв'язку апроксимуюча множина повинна містити надто велику кількість вузлів. Ці труднощі частково долають за допомогою методу множинок Лагранжа, коли вдається шляхом включення частини обмежень адитивного типу до функціоналу з невизначеними множинами зменшити розмірність простору станів. Якщо ф-ції $g(p, q)$ вгнуті по p, q , то вдасться зменшити час обчислювання шляхом ефективного пошуку максимуму в співвідношеннях (1), (2).

Див. далі до ст. Програмування динамічне.

Н. З. Шор.

ЧИСЛА ФОРМАТ — вид подання числа, що його задано або описанням характеристик числа, або за допомогою шаблону. Коли задають Ч. ф., то зазначають такі параметри, як основу системи числення, спосіб задання (з фіксованою чи плаваючою комою), розрядність (кількість знаків до і після коми), порядок числа, наявність операційного знака тощо. Ч. ф. визначає форму його подання на носії інформації при збереженні та виведенні його на числову інтерпретацію під час обробки.

ЧИСЛЕННЯ, дедуктивна система — система, яка задає множини, зазначаючи первісні елементи (аксіомы) й правила виведення, кожне в яких описує спосіб побудови нових елементів із первісних та з уже збудованих. Кожне застосування правила виведення за множиною елементів, що їх наз. застосування цього застосування, дає елемент, який наз. висновком цього застосування (у більшості тих Ч., які вже вивчали, при будь-якому застосуванні правила виведення в тільки скінченне число висновків). Виведенням в Ч. Σ наз. таку лінійно впорядковану множину, що будь-який її елемент P є аксіомою з Σ або висновком застосування якогось належного до Σ правила виведення; при цьому всі висновки цього застосування породжують P у виведенні. Елемент наз. вивідним у Σ , якщо в Σ можна побудувати виведення, яке закінчується цим елементом.

Приклад. Для задавання множини слів виду

$$11, 1111, \dots, \underbrace{11 \dots 1}_{2^{2^n} \text{ раз}} \quad (1)$$

можна запропонувати Ч. Δ з двома аксіомами — 11 та $1 \cdot 1$ і з двома правилами виведення — «від слова виду $P \cdot Q$ дозволяється перейти до слова виду $P1 \cdot QPP1$ » і «від слова виду P й $P \cdot Q$ дозволяється перейти до слова Q ». Всі елементи, вивідні в Δ , мають або вид (1) , або вид $11 \dots 1 \cdot 11 \dots 1$ (на-

раз n раз m раз
 $= 1, 2, \dots$), при цьому всі слова зазначених двох видів є вивідними. У розглянутому прикладі виявляється характерна риса способу задавання множини за допомогою Ч.: побудоване Ч. може породжувати не тільки множину, яка нас цікавить, а й деякі допоміжні елементи, які можна відрізнити від осн. елементів за допомогою певного алгоритму. Звичайно такий алгоритм порівняно простий; у розглянутому прикладі це алгоритм, який перевіряє наявність у слові букви «1».

Важлива роль Ч. визначається тим, що індуктивно породжувані множини широко використовують у математиці. Зокрема, формалізація будь-якої розвинутої матем. теорії спирається на велику кількість індуктивно визначуваних множин від найпростіших, які задають мову теорії (змінні, числа, формули тощо), — аж до множини теорем, що їх виводять з аксіом теорії за допомогою логічних засобів, характерних для теорії. Саме

через це Ч. є одним з осн. апаратів логіки математичної. Деякі спец. види Ч. призначено для описування граматик і для задавання множин, розпізнаваних автоматами скінченними. Загальні поняття Ч. застосовують в алгоритмічній теорії. Це можна пояснити тим, що поняття «числення» має так само фундаментальний характер, як і поняття «алгоритму». Та й справді, формалізація поняття індуктивно породжуваної множини дає той самий клас алгоритмічно перераховуваних множин, який одержали б, поклавши в основу визначення будь-яке загальноприйняте уточнення поняття алгоритму (першу таку формалізацію — т. з. канонічні Ч. — запропонував 1943 амер. математик Е. Л. Пост). Звідси випливає існування такого Ч. Σ , для якого проблема вивідності є нерозв'язною, тобто неможливим алгоритм, який закінчує роботу для будь-якого слова P на зафіксованому алфавіті (алфавіті Ч. Σ) і який розрізняє, чи вивідним є P в Σ . Цей факт, у поєднанні з вивченням різних модифікацій та спеціалізацій заг. поняття Ч., відкриває широкі можливості для одержування цікавих алгоритмічно нерозв'язаних проблем. Основне положення значення для праць цього напрямку має результат Поста про можливість задавання будь-якої перераховуваної множини за допомогою його m і n а l -ного Ч. Нормальне Ч. — це Ч., вивідними елементами якого є слова деякого алфавіту A , що мають одну аксіому й скінченну кількість правил виведення такої структури, за слова виду GP можна вивести слово PG (де G і G' — фіксовані слова в A , P — довільне слово в A).

Апарат Ч. застосовують у математиці й кибернетичі, вивчаючи об'єкти, які за своїми робочими можливостями аналогічні алгоритмам, але не обов'язково повинні бути детермінованими в роботі. Крім того, термін «числення» застосовують як складову частину назви деяких розділів математики, що тронуть правила обчислювання й оперування в об'єктах того чи іншого типу, напр., диференційне Ч., варіаційне Ч.

Лит. Цейтлин Г. С. Один способ изложения теории алгоритмов и перечислимых множеств. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1964, т. 72. Кратко М. И. Формальные исчисления Поста и конечные автоматы. «Проблемы кибернетики», 1966, № 17. Мавлов С. Ю. Понятие строгой предсказуемости в общей теории исчисления. «Труды Математического института им. В. А. Стеклова АН СССР», 1967, т. 83. Post E. L. Formal reductions of the general combinatorial decision problem. «American journal of mathematics», 1943, v. 65, № 2. С. Ю. Мавлов.

ЧИСЛЕННЯ ВИСЛОВЛЮВАНЬ, пропозиційне числення — логічне числення (див. Логіко-математичне числення), що визначає за допомогою довідників у ньому формул логічних законів, яким підлягають логічні зв'язки «і», «або», «якщо... то», «тоді і тільки тоді», «не» та ін. Висловлювання в Ч. в. розглядають лише за тим, як їх утворено за допомогою логік. зв'язок з інших висловлювань, узятих цілком, без врахування їхньої суб'єктивно-предикатної структури. Ч. в. часто є складовою частиною ширших формальних

систем. Завдяки своїй простоті Ч. в. є ілюстрацією для багатьох заг. понять метаматематики. В кібернетичі Ч. в., як і інші формальні системи, використовують останнім часом при доведенні теорем на ЕОМ.

Класичне Ч. в. (к. Ч. в.) характеризується тим, що воно має двозначну інтерпретацію (істинне, хибне), і в ньому будь-яка *можливо істинна формула* алгебра логіки є довідною. В к. Ч. в. довідними є, зокрема, *виключеного третього закон* і т. з. *спарадокс матеріальної імплікації*, а саме формули $p \rightarrow (q \rightarrow p)$ та $\neg p \rightarrow (p \rightarrow q)$, які, коли ототожнити імплікацію з логіч. слідуванням, за змістом означають: якщо висловлювання p істинне, то воно випливає з будь-якого висловлювання, якщо p хибне, то з нього випливає будь-яке q . У ряді неіласичних Ч. в. ставлять за мету визначити за допомогою множини довідних у них формул інші, можливо, адекватніші людській інтуїції поняття істини, логіч. закону, логіч. слідування. Різні неіласичні Ч. в. відрізняються від іласичного Ч. в. обмеженням дії закону виключеного третього (див. *Імпуціонізм*, *Левіа конструктивна*), приписуванням висловлюванням наперед (до побудови системи аксіом) більше як двох істиннісних значень, виключенням можливості доведення парадоксів матеріальної імплікації шляхом належного вибору системи аксіом і правил виведення (числення імплікації *строгої*), доданням нетрадиційних логіч. зв'язок тощо.

Багато рівновидів к Ч. в. які відрізняються одне від одного набором логіч. зв'язок, системами аксіом та правилами виведення. Перше формулювання іласичного Ч. в. як формальної системи належить нім. математику Г. Фреге (1879). Розглянемо один з рівновидів іласичного Ч. в. Вихідними символами цього Ч. в. є: логічні зв'язки \neg , \wedge , \vee , \rightarrow , \leftrightarrow , дужки $()$ й нескінченна кількість змінних $p, q, r, s, p_1, q_1, r_1, s_1, p_2, q_2, \dots$. Поняття формули визначають так 1. Змінна є формулою. 2. Якщо \mathcal{A} і \mathcal{B} — формули, то $\neg \mathcal{A}$, $(\mathcal{A} \wedge \mathcal{B})$, $(\mathcal{A} \vee \mathcal{B})$, $(\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B})$, $(\mathcal{A} \leftrightarrow \mathcal{B})$ є формулами. 3. Ніяких інших формул, крім тих, що їх одержують відповідно до 1—2, немає. Напр., $(p \vee (\neg q \rightarrow \rightarrow r))$ є формулою, а $p \wedge (q \rightarrow \rightarrow r)$ не є формулою. Оскільки велика кількість дужок часто утруднює читання формул, дозволяють у формулах пропускати можливі дужки, а також вважати, що \wedge зв'язує формули сильніше, ніж \vee , а \vee та \rightarrow зв'язує формули сильніше, ніж \rightarrow та \leftrightarrow . Тоді, напр., формулу $(p \wedge (q \vee r)) \rightarrow s$ можна записати у вигляді $p \wedge (q \vee r) \rightarrow s$. Подальші формули вважатимемо за аксіоми.

1. $p \rightarrow (q \rightarrow p)$. 2. $(p \rightarrow (q \rightarrow r)) \rightarrow ((p \rightarrow q) \rightarrow (p \rightarrow r))$ 3. $p \wedge q \rightarrow p$. 4. $p \wedge q \rightarrow q$. 5. $p \rightarrow (q \rightarrow p \wedge q)$ 6. $p \rightarrow p \vee q$. 7. $q \rightarrow p \vee q$. 8. $(p \rightarrow r) \rightarrow ((q \rightarrow r) \rightarrow (p \vee q \rightarrow r))$. 9. $(p \leftrightarrow q) \rightarrow (p \rightarrow q)$. 10. $(p \leftrightarrow q) \rightarrow (q \rightarrow p)$. 11. $(p \rightarrow q) \rightarrow ((q \rightarrow p) \rightarrow (p \leftrightarrow q))$. 12. $(\neg p \rightarrow \neg q) \rightarrow (p \rightarrow q)$.

Правила виведення такі. Правило підстановки. Замість змінної можна скрізь, де вона входить у формулу, підставити будь-яку одну й ту саму формулу. Правило висновку (modus ponens). З двох формул \mathcal{A} та $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ можна одержати нову формулу \mathcal{B} . Символічно це правило записують так: $\frac{\mathcal{A}, \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}}{\mathcal{B}}$. Формулу, яку одержують з деяких формул, застосувавши один раз якесь із правил виведення, наз. безпосередньо вивідною з цих формул. Скінченну послідовність, яка складається з однієї чи більше формул, наз. доведенням останньої по порядку формули цієї послідовності, якщо кожна формула в ній або є аксіомою, або безпосередньо вивідна з попередніх формул послідовності. Формулу Ч. в., для якої існує доведення, наз. довідною або вивідною з аксіом Ч. в., або теоремою Ч. в.

Будучи доведенням в Ч. в., формули виводять лише за допомогою правил виведення, не беручи до уваги змісту. Зміст може тільки допомогти визначити, до яких засновків застосовувати правила виведення. Напр., виписемо доведення теореми: $s_1 \vee s_2 \rightarrow s_3 \vee s_4$.

1. $s_1 \rightarrow s_3 \vee s_4$ (підстановка в аксіому 7)
2. $s_2 \rightarrow (s_1 \vee s_4)$ (підстановка в аксіому 6).
3. $(s_2 \rightarrow s_3 \vee s_4) \rightarrow ((s_1 \rightarrow s_3 \vee s_4) \rightarrow (s_1 \vee s_2) \rightarrow (s_1 \vee s_4))$ (підстановка в аксіому 8).
4. $(s_2 \rightarrow s_3 \vee s_4) \rightarrow (s_1 \vee s_2 \rightarrow s_3 \vee s_4)$ (за правилом висновку в 1 і 3).
5. $s_1 \vee s_2 \rightarrow s_3 \vee s_4$ (за правилом висновку з 2 і 4)

Спиратчись на аксіому та правила виведення Ч. в., можна обґрунтувати, а потім використовувати різні похідні правила виведення. Зокрема, можна теорема Ч. в. виду $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ породжує якесь похідне правило виведення; напр., теорема $(p \rightarrow q) \wedge (q \rightarrow r) \rightarrow (p \rightarrow r)$ породжує правило силісмізму: з формул $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ та $\mathcal{B} \rightarrow \mathcal{C}$ вивідною є формула $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}$. Як похідні правила можна одержати всі правила т. з. природного виведення, що їх у Гельсена *формальних системах* взято за початкові. Одне з важливих похідних правил виведення, що являє собою в певному розумінні обернення правила висновку, дав метатеорема, названа теоремою дедукції. Формулу \mathcal{B} наз. вивідною з гіпотез $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_n$ (скорочено: $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_n \vdash \mathcal{B}$), якщо формулу \mathcal{B} можна довести лише за допомогою правила висновку, називши за аксіоми формули $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_n$ і всі теореми Ч. в. Теорема дедукції твердить, що коли формула \mathcal{B} вивідна з гіпотез $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_n$, то формула $\mathcal{A}_n \rightarrow \mathcal{B}$ вивідна з гіпотез $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_{n-1}$, а тим самим формула $\mathcal{A}_1 \rightarrow (\mathcal{A}_2 \rightarrow (\dots (\mathcal{A}_n \rightarrow \mathcal{B}) \dots))$ є теоремою Ч. в. Скорочено: якщо $\mathcal{A}_1, \dots, \mathcal{A}_n \vdash \mathcal{B}$, то $\vdash \mathcal{A}_1 \rightarrow (\mathcal{A}_2 \rightarrow (\dots (\mathcal{A}_n \rightarrow \mathcal{B}) \dots))$. Наведемо приклад доведення теореми про Ч. в. з використанням теореми дедукції.

Теорема: $\vdash (A \rightarrow (B \rightarrow C)) \rightarrow (B \rightarrow (A \rightarrow C))$.

Доведення. 1. $A \rightarrow (B \rightarrow C)$, B , $A \vdash B \rightarrow C$ (за правилом висновку з $A \rightarrow (B \rightarrow C)$ та A). 2. $A \rightarrow (B \rightarrow C)$, B , $A \vdash C$ (за правилом висновку з $B \rightarrow C$ та з виведеної вище формули $B \rightarrow C$). 3. $(A \rightarrow (B \rightarrow C)) \rightarrow (B \rightarrow (A \rightarrow C))$ (за теоремою дедукції з формули 2).

Символи $\&$, \vee , \rightarrow , \leftrightarrow , \neg інтерпретуватимемо як відповідні операції алгебри логіки; тоді кожна формула інтерпретуватиметься як вираз, що задає якусь функцію алгебри логіки. Формула Ч. в. наз. тотожно істинною (або тавтологією, або логіч. законом), якщо вона задає функцію-константу 1, тобто набуває значення 1 при всіх значеннях змінних, що входять до неї. Теорема Ч. в. є тотожно істинними формулами. Справді, безпосередньо перевіряється, що такими є всі аксіоми, а також формули, безпосередньо вивідні з тотожно істинних формул.

Для Ч. в., як і для якої формальної системи, постають питання про несуперечливість, повноту й незалежність системи його аксіом. Формальна система, яка має символ \neg для заперечення, наз. несуперечливою, якщо ні для якої формули \mathcal{A} формули \mathcal{A} та $\neg \mathcal{A}$ не є обидві довідними в цій системі. Коли б у Ч. в. виявилися довідними якісь формули \mathcal{A} та $\neg \mathcal{A}$, то в ньому була б довідною $\&$ формула $\mathcal{A} \& \neg \mathcal{A}$. Тому через довідність у ньому формул виду $\mathcal{A} \& \neg \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ в цьому численні була б довідною будь-яка формула \mathcal{B} . Таке числення, звичайно, не становило б ніякої цінності. Розглядуємо Ч. в. несуперечливе. Це впливає з того, що будь-яка теорема Ч. в. є тотожно істинною формулою, а будь-яка формула виду $\mathcal{A} \& \neg \mathcal{A}$ не є такою і, отже, вона не довідна в Ч. в. Формальна система наз. повною щодо якоїсь властивості, якщо в ній довідні всі формули, що мають цю властивість. Ч. в. повне щодо властивості тотожної істинності: будь-яка тотожно істинна формула Ч. в. є теоремою. Усім сказаним, очевидно, вирішується й проблема розв'язання для довідності в Ч. в., яка полягає в знаходженні алгоритму, за допомогою якого відносно будь-якої формули можна вирішити, чи є вона теоремою, чи ні. Ч. в. є повним і в такому (строгом) розумінні: призначення до його аксіом будь-якої не довідної в ньому формули робить одержане числення суперечливим. Цікаво відзначити, що для класу всіх Ч. в., які відрізняються від розглянутого Ч. в., можливо, лише списком аксіом, загальні проблеми несуперечливості, повноти й розв'язання — нерозв'язні. Систему аксіом Ч. в. жодну аксіому якої не можна вивести з решти за правилами виведення Ч. в., наз. незалежною. Наведена вище система аксіом Ч. в. незалежна. Метод доведення цього твердження полягає в побудові спец. інтерпретації формул Ч. в. при якій досліджувана аксіома набуває значень, відмінних від значень решти аксіом, а також формул, вивідних з цих аксіом. Відкинувши в наведеній вище систе-

мі аксіом 12-у аксіому, одержимо позитивне Ч. в., яке за допомогою довідних у ньому формул задає ті закони логіки, що не містять заперечення. А замінявши 12-у аксіому 13-ю аксіомою $(p \rightarrow q) \rightarrow ((p \rightarrow \neg q) \rightarrow \neg p)$, одержимо числення висловлювань мінімальне, яке значно відрізняється від класичного Ч. в. недовідністю в ньому багатьох класичних законів, що містять заперечення. Замінивши 12-у аксіому двома аксіомами, а саме: 13-ю та аксіомою $\neg p \rightarrow (p \rightarrow q)$, одержимо інтуїціоністське числення, в якому недовідним є закон виключеного третього (тобто формула $p \vee \neg p$). А замінявши 12-у аксіому аксіомою $(\neg p \rightarrow q) \rightarrow (\neg p \rightarrow \neg q) \rightarrow p$ або двома — 13-ю та аксіомою $\neg \neg p \rightarrow p$, одержимо знову класичне Ч. в.

Існують формулювання класичного Ч. в., які ґрунтуються лише на частині акцій логік зв'язок. При цьому систему логіч. зв'язок вибирають повну (див. *Алгебра логіки*). Напр., несуперечливою, повною й незалежною є система аксіом, що складається в аксіом 1, 2 і 12-ї, а також така система аксіом: а) $(p \rightarrow q) \rightarrow ((q \rightarrow r) \rightarrow (p \rightarrow r))$, б) $p \rightarrow (\neg \neg p \rightarrow q)$, в) $(\neg p \rightarrow p) \rightarrow p$. Формули, що містять зв'язки, які не входять до цих систем аксіом, уже не є формулами цих нових різновидів Ч. в. Проте такі формули можна ввести як скорочення формул цих нових Ч. в., вважаючи $p \vee q$, $p \& q$, $p \leftrightarrow q$ скороченнями відповідно формул $\neg p \rightarrow q$, $\neg(p \rightarrow \neg q)$, $(p \rightarrow q) \& (q \rightarrow p)$. С формулювання класичного Ч. в., які містять не аксіоми, а т. з. аксіомні схеми, що їх можна одержати з будь-якої системи аксіом, заміняючи змінні на змінні з якогось нового алфавіту. Аксіоми при цьому одержують, замінюючи змінні, що входять до аксіомної схеми, довільними формулами Ч. в., так що кожна аксіомна схема задає нескінченну множину аксіом. Бдиним правилом виведення (коли не вважати за правила виведення самі аксіомні схеми) є при цьому правило висновку. В Ч. в., яке ґрунтується на одній логіч. зв'язці — Шеффера штриху та одній аксіомі. певний різновид класичного Ч. в. міститься й у формальній системі Генцена. В деяких класичних Ч. в., напр., у шотландських схемах нм. математика К. Шютте, правила виведення розв'язують водночас і проблему пошуку доведення.

Лит. Новиков П. С. Элементы математической логики М., 1959. Черч А. Введение в математическую логику Пер. с англ. т. 1. М., 1960. Карри Х. Б. Основания математической логики, Пер. с англ. М., 1969 [Блатор с. 418—547]. Метцельсон Э. Введение в математическую логику Пер. с англ. М., 1971 [Блатор с. 286—309].

В. Ф. Носирико.

ЧИСЛЕННЯ ВИСЛОВЛЮВАНЬ МІНІМАЛЬНЕ, логіка мінімальна —

числення висловлювань, яке відрізняється від інтуїціоністського (див. *Інтуїціонізм*) тим, що в ньому немає аксіом $\neg a \supset (a \supset b)$. (*)

Термін запровадив у 30-х рр. норв. математик І. Йогансон, він же навіні і деїні міркування, що змусили його самого виключити (*) з числа аксіом. Множина теорем Ч. в. м.

міститься у мовоживі теорем інтуїціоністського числення висловлювань, але не збігається з ним. Усі зв'язки \mathcal{C} в ньому незалежні. Відомими є необхідні й достатні умови того, щоб присудження деякої формули до аксіом \mathcal{C} . з. м. давало інтуїціоністське числення висловлювань.

Дж. Я. н. в. А. О. розширення інтуїціоністського пропозиційного логіки до класического й мінімального логіки інтуїціоністського. «Известия АН ССР. Серия математическая». 1968 т. 32, № 3, 106-112. Пер. з російської. «reduzierter intuitionistischer Formalismus». «Compositio Mathematica», 1938 v. 4, fasciculus 1.

К. П. Вершинин.

ЧИСЛЕННЯ ЗАДАЧ, теорія задач — теорія, що являє собою особливе тлумачення мови логіки предикатів. Створив цю теорію А. М. Колмогорова 1932 р. Логічні зв'язки $\&$, \rightarrow та \vee застосовують при звичайному тлумаченні їх, для створення нових тверджень із заданих. Ідея \mathcal{C} . з. полягає в тому, що ці самі зв'язки можна розуміти як символи операцій над об'єктами, що відрізняються від логіч. тверджень. Такими новими об'єктами пропонуються вважати задачі. Якщо A і B — це досить чітко поставлені задачі (як, наприр., у разі геом. задач на побудову за допомогою циркуля й лінійки), то зрозумілим є й зміст такої задачі: «розв'язати обидві задачі A і B ». За аналогією з логікою цю задачу природно позначати через $A \& B$. Задачу $A \vee B$ ставлять так: «визначити одну з задач A , B і дати її розв'язок». Задача $A \rightarrow B$ означає розв'язок задачі B до розв'язку задачі A , тобто означає метод розв'язування B за припущенням, що розв'язок A даний. Нарешті, $\neg A$ є задача: «створити неможливість розв'язати задачу A ». Можна визначити й операції над задачами, що відповідають логіч. кванторам універсальності та існування. Довільна логіч. ф-ла (напр., $\forall x (a \rightarrow b) \rightarrow c$) перетворюється на якусь задачу, якщо змінні замінити конкретними задачами A , B , C і послідовно здійснити всі операції. Може статися, що для цієї формули існує заг. метод розв'язування всіх задач, що виникають так. У цьому разі формулу називають істинною формулою \mathcal{C} з. Напр., $(a \& b) \rightarrow a$ є істинною, бо для будь-яких задач A , B і C можна розв'язати $(A \& B) \rightarrow A$. Останнє випливає з того, що за наявності розв'язку $A \& B$ внаслідок визначення $A \& B$ відомими є і розв'язок A , і розв'язок B , тому шуканий метод зведення A до $A \& B$ полягає в простому відкиданні інформації, що стосується до B . А. М. Колмогоров показав, що всі аксіоми інтуїціоністського числення предикатів є істинними в згаданому розумінні й що застосування правил виведення цього числення зберігає цю властивість. Тому можна формулу, що Π вводить цю інтуїціоністську, є істинною. Разом з тим можна зразу побачити, що ф-лу $a \vee \neg a$, яка виражає виключеного третього закону (Π не можна вивести цю інтуїціоністському, хоч і можна вивести в класичній логіці), немає підстав вважати істинною. Дійсно, в істинності « \vee » виходило б, наприр., що ми спроможні розв'язати задачу $A \vee \neg A$, де

A — задача доведення гіпотези Римана. За визначенням операцій \vee і \neg це хочайменше означало б, що ми знаємо, справджується ця гіпотеза чи вона помилкова.

\mathcal{C} з. запропоновано як основу для інтерпретації інтуїціоністської логіки. Ця роль \mathcal{C} з. пов'язана з можливістю розглядати логіч. твердження як задачі спеціального виду. Але значення \mathcal{C} . з. не обмежується філософією інтуїціонізму. Ідея А. М. Колмогорова набула численних застосувань і розвитку; при цьому уточнювалося розуміння поняття задачі та видозмінювалося поняття істинності. Реалізованість у розумінні Кірки, перше за часом поняття істинності для логіко-арифм. формул, що ґрунтується на ідеї обчисленості, цілком відповідає духові \mathcal{C} . з. Теорія задач відіграла певну роль у побудові різних варіантів конструктивної математики (див. *Конструктивний напрям у математиці*). З неконструктивного, теоретико-множинного погляду, алгоритм. проблеми найзагальнішого виду утворюють (при відповідному визначенні операцій над ними) деяке \mathcal{C} . з. Досліджували числення фінітних задач. Для побудови цього числення досить фінітних засобів. Інтерпретацію арифметики, що Π запропонував Гедаль (згодом Π поширено на аналіз), фактично засновано на одному варіанті теорії задач, задовільному за теорією реалізованості Кірки. Побудова автором числення локально-фінітних алгоритм. проблем є спробою інтерпретувати арифметику мінімальними засобами. Можна припустити, що теоретико-задачний метод і далі відіграватиме істотну роль при розробці та обґрунтовуванні формалізованих теорій.

Ю. Т. Медведєв.

ЧИСЛЕННЯ ПРЕДИКАТІВ ВУЗЬКЕ, числення предикатів першого ступеня — логічне числення (див. *Логіко-математичне числення*), яке за допомогою довільних у певну формул виражає логічні закони, записувані спеціальною формальною мовою 1-го ступеня (мовою \mathcal{C} . п. з.). Ця мова відрізняється від мови логіки предикатів вищих ступенів тим, що в її ф-лах квантори (див. *Логічні операції*) живають лише з предметними змінними, в не з предикатними чи функціональними. Саме \mathcal{C} . п. з. і його мову, а також формалізацію теорій на базі \mathcal{C} . п. з. в кібернетичі використовують для автоматизованої пошуку доведення теорем (див. також *Доведення теорем на ЕОМ*), в інформаційно-логічних системах, у лінгвістичній математиці, в автоматичній теорії, в теорії формальних мов, у розпізнаванні образів тощо.

Б неklasичні \mathcal{C} . п. з. (див. *Логіки неklasичні*) й різні формулювання класичного \mathcal{C} . п. з. Повне формулювання класичного \mathcal{C} . п. з. викладає Д. Гільберт і В. Аккерман (1928).

Розглянемо одне з формулювань класичного \mathcal{C} . п. з. Мову класичного \mathcal{C} . п. з. задають трійкою $L = \langle A, \tau, \Phi \rangle$, де A — алфавіт, τ — множина термів, Φ — множина ф-л 1-го ступеня. Алфавіт A складається з таких символів: 1) літрової множини предметних змін-

них x_1, x_2, \dots ; 2) лічбової множини предикатних символів $P_i^n, i, n > 0$, серед яких P_i^0 — пропозиційні символи, символи виставляювані; 3) лічбової множини функціональних символів $f_i^n, i > 0, n > 0$ (n — число аргументів, «арність» предикатів і функцій, які представляють заданим предикатним і функціональним символам в інтерпретації мови i -го ступеня); 4) лічбової множини предметних сталих (символів нульмісних ф-цій) a_1, a_2, \dots ; 5) логічних зв'язок $\&, \vee, \neg, \rightarrow, \leftrightarrow$; 6) кванторів \forall, \exists ; 7) технічних символів дужок «(» «)» і «{» «}». Множини термів визначають так: 1) будь-яка предметна змінна і предметна стала є терм; 2) якщо f_i^n — функціональний символ, а t_1, \dots, t_n — терми, то $f_i^n(t_1, \dots, t_n)$ — терм; 3) ніяких інших термів, крім тих, які одержуються відповідно до 1) — 2), немає. Приклад терму: $f_2^3(x_1, f_1^1(x_2))$. Ф-ла Ч. п. в. визначають такими правилами утворення: 1) кожен пропозиційний символ P_i^0 є ф-лою; 2) якщо P_i^n — предикатний символ, $n > 0$, а t_1, \dots, t_n — довільні терми, то $P_i^n(t_1, \dots, t_n)$ — ф-ла, ф-ли, визначені в 1) — 2), наз. елементарними ф-лами. 3) якщо $F \vee G$ — ф-ли, y — предметна змінна, то кожне з виразів $\neg F, (F \& G), (F \vee G), (F \rightarrow G), (F \leftrightarrow G), (\forall y)F, (\exists y)F$ є ф-лою; 4) ніяких інших ф-л Ч. п. в., окрім тих, які одержуються відповідно до 1) — 3), немає. В ф-лах $(\forall y)F$ і $(\exists y)F$ ф-лу F наз. областю діяння квантора $\forall y$ і відповідно $\exists y$. До правил економії дужок, які запроваджено в численні висловлювань, додамо ще такі правила: писатимемо $Q_1 Q_2 F$ замість $(Q_1 Q_2 F)$ та $Q_1 F \vee G$ замість $(Q_1 F) \vee G$, де $Q \in \{\&, \vee, \neg, \rightarrow, \leftrightarrow\}$, $Q_1, Q_2 \in \{\forall, \exists\}$. Вхідження змінної y в дану ф-лу F наз. зв'язанням, коли воно є виходженням у якийсь квантор $\forall y$ у чи $\exists y$ або ж знаходиться в області діяння цього квантора; в протилежному разі вхідження змінної y в F наз. вільним. Навр., у ф-лі $\forall x_1 P_1^3(x_2, x_1, x_2) \& P_1^1(x_2) \rightarrow \& 2$ вхідження змінної x_2 зв'язані, а 3-є — вільне. Ф-лу Ч. п. в. наз. замкненою, якщо в ній немає вільних вхіджень предметних змінних

Довільна система виду

$$\sigma = \langle a_1, a_2, \dots; P_1^m, P_2^m, \dots; f_1^n, f_2^n, \dots \rangle$$

з символів мови наз. сигнатурою. Ф-ла Ч. п. в. яка містить предметні, предикатні й функціональні символи лише з σ , наз. ф-лою сигнатури σ . Якщо взяти тільки таку частину A' алфавіту A і всі тільки такі терми й ф-ли мови Ч. п. в., в які входять предметні, предикатні й функціональні символи лише з σ , то одержимо якусь мову $L' = \langle A', \tau', \Phi' \rangle$, яку наз. мовою i -го ступеня в алфавіті A' , або мовою i -го ступеня сигнатури σ . Зокрема,

й сама мова Ч. п. в. є мовою певної сигнатури. Мова i -го ступеня сигнатури, в яку входять лише всі предикатні символи мови Ч. п. в. (в якій, отже, $\tau = \emptyset$), наз. мовою чистого Ч. п. в., а відповідні числення — чистим Ч. п. в.

Логічні константи, тобто символи логіч. операцій, мають в інтерпретаціях мови Ч. п. в. завжди одне й те саме значення — значення відповідних логіч. операцій, а нелогічні константи, тобто предметні, предикатні й функціональні символи, набувають значення лише в тій чи іншій інтерпретації мови Ч. п. в. Інтерпретацією мови Ч. п. в. наз. пару $I = \langle D, \varphi \rangle$, утворену з не пустої множини D — області інтерпретації й відображення φ , яке дає так: кожному предикатному символу P_i^n воно ставить у відповідність певний n -місний предикат у D (тобто n -місну ф-цію в D зі значеннями «істинне» й «хибне», або 1 і 0) кожному функціональному символу f_i^n — n -місну операцію в D (тобто ф-цію типу $D^n \rightarrow D$) і кожній предметній сталій — якийсь елемент з D . Нехай $F(y_1, \dots, y_n)$ ф-ла Ч. п. в. в якій y_1, \dots, y_n — список усіх n змінних, що мають вільне вхідження в F . Позначатимемо через $F_I(y_1, \dots, y_n)$ результат підстановки в F замість предикатних, функціональних символів і предметних сталих саме тих конкретних предикатів, ф-цій і елементів з D , які ф-ця F ставить у відповідність символам з F . Для b_1, \dots, b_n з D позначимо через $F(b_1, \dots, b_n)$ відповідно $F_I(b_1, \dots, b_n)$ результат підстановки кожного символу $b_i, i = 1, \dots, n$, замість усіх вільних вхіджень змінної y_i в $F(y_1, \dots, y_n)$, відповідно в $F_I(y_1, \dots, y_n)$. Оскільки у виразі $F_I(b_1, \dots, b_n)$ стоять лише імена конкретних предикатів, ф-цій і елементів, то він означає вже якийсь конкретне висловлювання, істинність чи хибність якого в області D визначається відповідно до звичайного змісту логіч. операцій Ф-лу $F(y_1, \dots, y_n)$ наз. 1) істинною (відповідно, хибною) в інтерпретації $I = \langle D, \varphi \rangle$ для заданих значень $y_i = b_i, b_i \in D, i = 1, \dots, n$ і n вільних предметних змінних, 2) істинною (хибною) в інтерпретації $I = \langle D, \varphi \rangle$; 3) істинною (хибною) в області D ; 4) тотожно істинною, завжди істинною (тотожно хибною, завжди хибною); 5) здійсненою в інтерпретації $I = \langle D, \varphi \rangle$; 6) здійсненою в області D ; 7) здійсненою — тоді й тільки тоді, якщо відповідно: 1) вираз $F_I(b_1, \dots, b_n)$ істинний (відповідно, хибний) у D ; 2) формула $F(y_1, \dots, y_n)$ істинна (хибна) в I для довільних значень її вільних змінних; 3) ф-ла $F(y_1, \dots, y_n)$ істинна (хибна) в кожній інтерпретації $\langle D, \varphi \rangle$ з областю D ; 4) ф-ла $F(y_1, \dots, y_n)$ істинна (хибна) в кожній не пустої області D ; 5) ф-ла $F(y_1, \dots, y_n)$ істинна для яких небудь значень її вільних змінних; 6) ф-ла $F(y_1, \dots, y_n)$ здійснена в якій-небудь

інтерпретації $\langle D, \varphi \rangle$ в область D ; 7) ф-ла $F(y_1, \dots, y_n)$ здійснюється в якій-небудь непустій області. Напр., нехай якась інтерпретація $I = \langle N, \varphi \rangle$ з $N = \{0, 1, 2, \dots\}$ зставляє предикатному символу P_1^2 предикат $>$. Тоді ф-ла $\exists x_1 P_1^2(x_1, x_2)$ істинна в I , оскільки для кожного x_2 з N є істинним твердження $\exists x_1 (x_1 > x_2)$. Кажуть, що ф-ла F є логіч. наслідком множини ф-л Γ (позначення $\Gamma \models F$), якщо для будь-якої інтерпретації $I = \langle D, \varphi \rangle$ і для будь-яких значень з D всіх вільних змінних, що входять у які-небудь ф-ли з $\Gamma \cup \{F\}$, має місце так: якщо всі ф-ли з Γ істинні в I для взятих значень усіх тих вільних змінних, які входять у ф-ли з Γ , то ф-ла F істинна в I для взятих значень усіх тих вільних змінних, які входять у F . Для ф-ли Ч. п. в. наз. рівносильною, якщо можна з них вилучити логіч. наслідком другої. Т. ч., формула G є логіч. наслідком ф-ли F тоді й тільки тоді, коли ф-ла $F \rightarrow G$ тотожно істинна. Ф-ли F і G рівносильні тоді й тільки тоді, коли ф-ла $F \leftrightarrow G$ тотожно істинна.

Якщо до множини предикатних символів мови Ч. п. в. додати символ \Leftarrow , то розширимо так мову наз. мовою 1-го ступеня з рівністю (іноді просто — мовою 1-го ступеня); при цьому замість $\Leftarrow (y, z)$ здебільшого пишуть $y = z$. Інтерпретація мови 1-го ступеня з рівністю одержується, якщо дозначити довільну інтерпретацію мови Ч. п. в. на символі \Leftarrow , зів'язавши йому предикат рівності, тобто такий предикат, який є істинним для будь-якої пари (y, z) тоді й тільки тоді, коли y і z є одним і тим самим елементом. Поняття істинності й здійсненості для ф-л Ч. п. в. поширюються й на ф-ли з рівністю, якщо віднести ці поняття до інтерпретації мови 1-го ступеня з рівністю. Знак \Leftarrow (як і знаки логіч. операцій) не включають у сигнатуру формули 1-го ступеня з рівністю. Алгебр. системою сигнатури σ , заданою інтерпретацією $\langle D, \varphi \rangle$, наз. систему, що складається з області D і з образами усіх компонент із сигнатури σ при відображенні φ ; при цьому образи компонент записують у тому самому порядку, в якому записано самі компоненти в σ .

Нехай K — клас формул сигнатури σ , \mathfrak{M} — алгебр. система сигнатури σ , задана інтерпретацією $I = \langle D, \varphi \rangle$. Якщо формула F з K істинна або здійснюється в I , то кажуть, що вона істинна або здійснюється в алгебр. системі \mathfrak{M} . Якщо всі формули з K замкнені й істинні в I , то кажемо, що \mathfrak{M} є моделлю для множини формул K і що множина K здійснюється, сумісна, має модель (див. *Моделі теорії*). Задамо аксіоми й правила виведення Ч. п. в. довільної сигнатури σ . Терм t наз. вільним щодо змінної x_i у формулі F , якщо ніяке вільне входження x_i в F не міститься в області діїяння ніякого квантора $\forall x_i$ або $\exists x_i$, де x_i — змінна, яка входить у t . Якщо терм t вільний щодо змінної x_i у

формулі $F(x_i)$, то всі вільні входження змінних у терм t переходять у вільні входження цих змінних у формулу $F(t)$. В цьому разі підстановку в $F(x_i)$ терму t замість усіх вільних входжень x_i можна вважати правильною, коректною. Аксіомами Ч. п. в. сигнатури σ є: 1) всі формули, одержані з аксіом числення висловлювань замінною p, q, r на довільні ф-ли сигнатури σ ; 2) всі формули виду $\forall x_i F(x_i) \rightarrow F(t), F(t) \rightarrow \exists x_i F(x_i)$, де $F(x_i)$ — формула сигнатури σ , а t — терм, вільний для всіх x_i в $F(x_i)$. Аксіоми Ч. п. в., на відміну від специфічних аксіом матем. числення, наз. логіч. аксіомами. Правила виведення Ч. п. в. такі: 1) *modus ponens*: з α й $\alpha \rightarrow \beta$ можна одержати β ; 2) *правило Бернайса*: якщо ф-ла α не містить вільних входжень змінної x_i , то з $\alpha \rightarrow \beta$ можна одержати $\alpha \rightarrow \forall x_i \beta$, а з $\beta \rightarrow \alpha$ можна одержати $\exists x_i \beta \rightarrow \alpha$. Формальною теорією 1-го ступеня сигнатури σ , або логіко-математичним численням 1-го ступеня сигнатури σ , наз. трійку $T = \langle M, L, A \rangle$, де M — мова 1-го ступеня сигнатури σ , L — множина всіх логіч. аксіом сигнатури σ і правил виведення Ч. п. в., A — розв'язана множина матем. (специфічних) аксіом цієї теорії. Пару $\langle M, L \rangle$ або трійку $\langle M, L, \emptyset \rangle$ наз. логіч. численням, а теорію $T = \langle M, L, A \rangle$ з $A \neq \emptyset$ — математичним численням, оснований на логіч. численні $\langle M, L \rangle$. Ф-лу F теорії T наз. вивідною в теорії T з гіпотез Γ (що записують так: $\Gamma \vdash F$ в теорії T) тоді й тільки тоді, коли вона є або аксіомою, або формулою з Γ , або її можна одержати з якихось вивідних у Γ з Γ ф-л за правилами виведення. Ф-лу F теорії T , вивідну з пустої множини гіпотез, наз. довідною з Γ , або теоремою теорії T . Моделлю формальної теорії T 1-го ступеня сигнатури σ наз. алгебр. систему, в якій істинними є всі теореми теорії T .

Щоб було зручно здійснювати формальні доведення в Ч. п. в., додають ряд похідних правил: узагальнення: $F(x_i) \vdash \vdash \forall x_i F(x_i)$; підстановки терму замість усіх вільних входжень змінної; підстановки ф-ли замість предикатного символу; перейменування зв'язаної змінної тощо. Одним з похідних правил є теорема дедукції, аналогічна теоремі дедукції в численні висловлювань, але дещо складніше формульована. З теореми дедукції випливає, що довідність у теорії 1-го ступеня $T = \langle M, L, A \rangle$ якоїсь замкненої ф-ли G рівносильна довідності в Ч. п. в. певної ф-ли $F \rightarrow G$, де F — кон'юнкція скінченного числа певних ф-л з A . Отже, теореми будь-якого матем. числення 1-го ступеня перетворюються на певні теореми логіч. числення — Ч. п. в.

Ч. п. в. сигнатури σ з рівністю — це числення мовою 1-го ступеня сигнатури σ (без рівності) таке, що в самій сигнатурі σ є

спец. двомісний предикатний символ, який позначають звичайно через « \rightarrow », а до аксіом Ч. п. в. сигнатури σ приписують аксіоми $\forall x_1 (x_1 = x_1)$, $\forall x_1 \forall x_2 (x_1 = x_2 \rightarrow x_2 = x_1)$; $\forall x_1 \forall x_2 \forall x_3 (x_1 = x_2 \wedge x_2 = x_3 \rightarrow x_1 = x_3)$ і всі аксіоми виду $\forall x_1 \forall x_2 [x_1 = x_2 \rightarrow (A(x_1) \rightarrow A(x_2))]$, $\forall x_1 \forall x_2 [x_1 = x_2 \rightarrow (g(x_1) = g(x_2))]$, де $A(x_1)$, $g(x_1)$ — довільний k -місний предикатний, відповідно функціональний символ з сигнатури σ , в якому на місці довільного i -го аргументу стоїть x_1 . Наведені аксіоми для « \rightarrow » визначають не відношення рівності, а лише відношення конгруентності.

Ч. п. в. σ (просто) несуперечливим: жодна його формула не доведена в ньому разом із запереченням. Більше того, будь-яка доведена в ньому формула є тотожно істинною. Але, щоб ніяке матем. числення, в якому множина аксіом сумісна і має основу на якомусь логіч. численні L , не стало суперечливим, необхідно, щоб L задовольняло сильнішу умову (яку можна назвати семантичною несуперечливістю L як логіч. числення): всяка формула, вивідна в L з будь-якої множини Γ ф-л мовою L , повинна бути логіч. наслідком з Γ . Цю умову задовольняє Ч. п. в. будь-якої сигнатури.

Ч. п. в. будь-якої сигнатури σ — поше як логіч. числення (в семантичній повній логіч. численні); будь-який логіч. наслідок з будь-якої множини Γ ф-л сигнатури σ вивідний з Γ в Ч. п. в. сигнатури σ . Зокрема, всяка тотожно істинна формула Ч. п. в. (тобто всякий логіч. наслідок з пустої множини ф-л) є довідною в ньому (теорема Геделя про повноту (1930)). Отже, в Ч. п. в. є довідними всі закони логіки, які можна виразити мовою i -го ступеня, а тільки вони. Семантична повнота Ч. п. в. впливає з загальнішою теоремою Геделя — Мальцева: всяка несуперечлива множина ф-л Ч. п. в. має модель. Звідси локальна теорема Мальцева для лічбових сигнатур: множина Γ замкнених ф-л сигнатури σ має модель тоді й тільки тоді, коли кожна скінченна підмножина множини Γ має модель. З повноти Ч. п. в. легко випливає теорема компактності: якщо $\Gamma \models F$ для множини Γ ф-л і для ф-ли F Ч. п. в., то для певної скінченної підмножини Γ_0 множини Γ , $\Gamma_0 \models F$.

Ч. п. в. не є просто повним, тобто з нього є замкнена ф-ла F (а саме, будь-яка замкнена віднесення, але не тотожно істинна ф-ла) така, що ні F , ні $\neg F$ не доведені в Ч. п. в. Приєднавши до аксіом Ч. п. в. всі ф-ли виду $\exists y \alpha(y) \rightarrow \forall y \alpha(y)$, які не доведені в Ч. п. в., одержимо несуперечливе числення.

Проблема встановлення тотожної істинності ф-л i -го ступеня — нерозв'язна (теорема Черча, 1936). Звідси і з теоремою Геделя про повноту випливає нерозв'язність проблеми: чи є довільна задана ф-ла Ч. п. в. теоремою в ньому, чи ні.

В рамках формальних теорій i -го ступеня можна формалізувати (представити у вигляді теорем цих теорій) досить обширні розділи математики. Напр., є формулювання формальної теорії множин i -го ступеня, в якій мож-

на іквести звичайний класичний аналіз і значну частину заг. теорії множин. Зокрема, у формальній теорії множин (i -го ступеня) можна формалізувати теорему й доведення про існування лічбово-нескінченних множин. Разом з тим, згідно з теоремою Лебенгейма — Сколема (1915, 1920), коли якась множина Ч. п. в. а рівністю має модель, то вона має скінченну, або лічбову, модель (парадокс Сколема).

Окрім раніше згаданих терміа і кодів як терім використовують і вирази виду $\{x \in F (y_1, \dots, y_n, z), \text{ що } \exists x \text{ інтерпретують як те саме } z, \text{ для якого істинне } F(y_1, \dots, y_n, z)\}$ і наз. визначеними описами. При цьому у визначенні терму z , ального щодо $x_i \in F$, треба говорити не про змінну x_i , яка входить у i , а лише про її вільні виходження в i . Для Ч. п. в. з визначеними описами справджується т. з. теорема про усунівність визначених описів.

Іноді, визначаючи Ч. п. в., задають не схеми аксіом, а конкретні аксіоми. При цьому серед правил виведення з'являється правило підстановки ф-ли замість предикатного символу й ускладниться формулювання теорем дедукції. Б досить природне формулювання Ч. п. в., яке запропонував нім. математик Генцен (1909—45) (див. *Генцена формальні системи*). Літ. Новикова П. С. *Лекции математической логики*. М. 1959. Гильберт Д. *Аккредитация в осн. теоретической логики*. Пер. с нем. М. 1947 (библиогр. с. 297—298). Kleene S. C. *Introduction to the mathematical logic*. New York—Toronto, 1952. Черч А. *Введение в математическую логику*. Пер. с англ. т. 1. М. 1960. Липицкий Р. *Заметки по логике*. Пер. с англ. М., 1966 (библиогр. с. 123). Менделеев С. *Введение в математическую логику*. Пер. с англ. М., 1971 (библиогр. с. 294—309). Я. Ф. Кострико.

ЧИСЛЕННЯ ПРОПОЗИЦІЙНЕ — те саме, що й *числення висловлювань*.

ЧИСЛОВІ ХАРАКТЕРИСТИКИ ВИПАДКОВОЇ ВЕЛИЧИНИ — числа, що визначаються за законом розподілу випадкової величини і дають деяке уявлення про розміщення її значень на числовій осі. Найважливіші Ч. х. в. в *математичних спостереж. й дисперсії*. Важливими Ч. х. в. є й моменти та квантілі. Момент порядку k випадкової величини ξ з ф-цією розподілу $F(x)$ визначають за

$$\phi\text{-ною } m_k = M\xi^k = \int_{-\infty}^{\infty} x^k dF(x). \text{ Зокрема,}$$

$m_1 = M\xi$, а $D\xi = m_2 - (m_1)^2$. При деяких додаткових припущеннях закон розподілу випадкової величини однозначно відновлюється, якщо відомі всі моменти (напр., це так, якщо в деякому інтервалі сходиться

$$\text{ряд } \sum \frac{m_{2n}}{(2n)!} t^n. \text{ Квантілем порядку } p \text{ (} 0 < p < 1 \text{) випадкової величини } \xi \text{ з функцією розподілу } F(x) \text{ наз. таке } x_p, \text{ що } P\{\xi <$$

$< x_p\} = F(x_p) = p$. Квантіль порядку $\frac{1}{2}$ наз. медіаною. Квантілі $x_{0,1}, x_{0,5}, x_{0,9}, \dots, x_{0,99}$ і проценти $x_{0,01}, x_{0,05}, \dots, x_{0,99}$ ділять числову пряму відповід-

но на 4, 10 і 100 інтервалів, ймовірності попадання в які однакові (принаймні, коли $F(x)$ — неперервна ф-ція). Квантили є в кожного розподілу, але вони не обов'язково однозначно визначені. Таблиці квантилів широко використовують у математичній статистиці.

М. Я. Яворський

ЧИТАЮЧИЙ АВТОМАТ, оптичний читачий пристрій — пристрій, який здійснює автоматичне розпізнавання оптичних зображень букв, цифр чи інших знаків, надрукованих або написаних на папері у формі, зручній для читання цих знаків людиною. Ч. а. призначено для автомат. введення друкованої або письмової інформації в обчислювальні машини або в інші системи переробки інформації. Застосовуючи Ч. а., можна уникнути великих затрат ручної праці, необхідної під час введення даних за допомогою перфокарт або перфострічок. У стадії досліджування перебувають тепер Ч. а., які розпізнають не окремі букви, а сполучення кількох букв або цілі слова, фрази тощо. Такі Ч. а. забезпечили б надійніше введення інформації за рахунок надлишковості тексту.

Ч. а. повинен для кожного знака виробляти код, відповідний його назві в алфавіті і незалежний від несуттєвих особливостей конкретного зображення. Напр., якщо черговим є символ на читаному документі є буква «А», то автомат повинен видати код букви «А» незалежно від товщини ліній зображення, від його розміщення в полі зору автомата й від різних над (забруднень, ливидруків то-

саму функцію виконують телевізійна камера й фототелеграфічний апарат. Однак Ч. а. принципово відрізняється від цих пристроїв: Ч. а. не тільки перетворює зображення на електр. сигнал, а й істотно переробляє цей сигнал. Ч. а. відображує сигнали, які відповідають стороннім зображенням, відкидає несуттєві деталі зображення й добуває з зображення найістотнішу інформацію про його належність до певного класу, тобто інформацію про абстрактний образ цього зображення. Отже, Ч. а. здійснює *розпізнавання образів*.

Принцип дії Ч. а. полягає ось у чому. Механізм подавання документів (мал.) відокремлює документ від стосу (купки), де є кілька десятків або сотень документів, що їх має прочитати автомат. Найчастіше відокремлювання документа здійснюється за допомогою вакуумних присосків, так само, як у деяких поліграфічних машинах. Щоб читати тексти мікрофільму, застосовують механізм подавання, схожий на стрічкопротяжний пристрій мікропроектора. Проте такі механізми застосовують рідко, бо читання документів, надрукованих на папері, тепер застосовують ширше, ніж читання мікрофільмів. Механізм подавання просуває документ до скануючого пристрою, який шукає рядки документа й одне за другим розгортає зображення знаків у рядку. Процес розгортання, як і в телевізійних камерах, полягає в черговому вимірюванні «чорноти», тобто коеф. поглинання світла для окремих дуже маленьких, напр., розміром $0,1 \times 0,1$ мм², елементарних ділянок, на які розкладено зображення

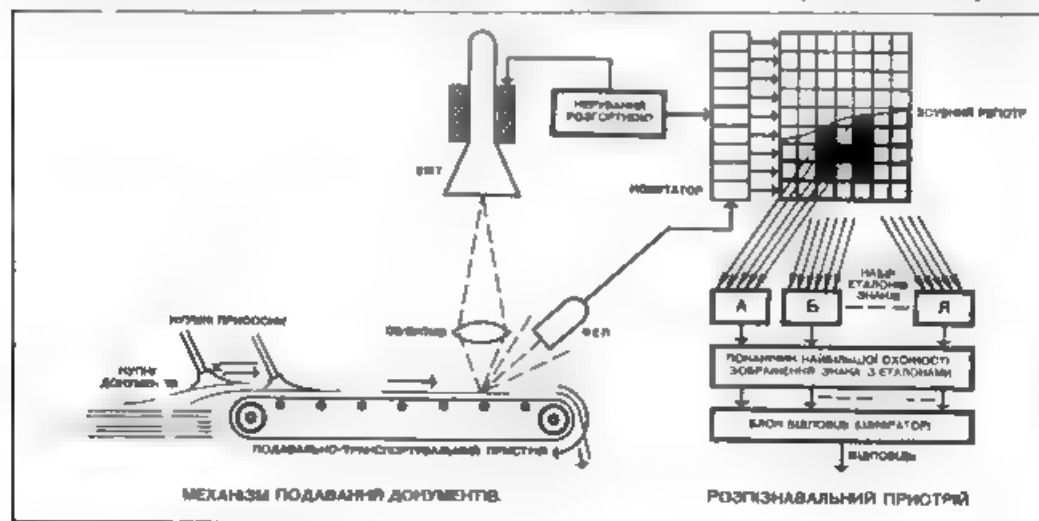


Схема розпізнавального пристрою.

що), якщо ці шари не зображують букв «А» схожою більше на якусь іншу букву.

Вироблювані Ч. а. коди значайно реалізуються у вигляді електр. сигналів. Отже, Ч. а. здійснює перетворення зображення на електр. сигнал. На перший погляд таку

знаки. Вимірювання чорноти здійснюється за допомогою світлочутливих приладів: передавальних телевізійних трубок, фотопомножувачів, фотодіодів та ін. Останнім часом замість систем розгортання часто застосовують системи паралельної дискретизації,

у яких за допомогою багатьох світлотутливих елементів (фотодіодів) здійснюється одночасне вимірювання чорноти багатьох елементарних ділянок зображення. Така система нагадує своєю будовою сітківку живого ока. Всякий скануючий пристрій, як і штучна сітківка зрештою перетворює зображення на електр. сигнали, тобто виконує лише найпростішу ф-цію, властиву телевізійній камері. Вибір того чи іншого способу перетворювання не є істотним з погляду можливостей розпізнавання. Він впливає переважно на швидкість роботи Ч. а. й на обсяг апаратури, яка входить до його складу, причому збільшення швидкості потребує, як правило, збільшення обсягу апаратури.

Найсуттєвішою частиною Ч. а., яка визначає вірогідність правильного розпізнавання, допустимі варіації накреслення символів, винючі до якості друку тощо, є розпізнавальний пристрій. У більшості сучасних Ч. а. такий пристрій порівнює аналізоване зображення (або відповідний йому сигнал) з деякими ідеалізованими, узагальненими зображеннями — *еталонами*, які є типовими представниками зображень кожного класу. Звичайно точного збігу зображення з еталоном не потрібно. Порівнювання відбувається через обчислювання величин, які характеризують схожість зображення з еталоном (див. *Схожість критерій*). Напр., у найпростішому випадку, коли чорнота кожної елементарної ділянки набуває тільки двох значень — «0» для білої ділянки й «1» — для чорної — роль такої величини може відігравати число елементарних ділянок, для яких чорнота зображення й еталона збігаються.

Еталони зберігаються в розпізнавальному пристрої або у вигляді записаних на магнітному носії електр. сигналів, які відповідають еталонним зображенням, або реалізованими у вигляді спец. електр. кіл, параметри яких характеризують компоненти еталона. Таке коло будується так, щоб, подаючи на його вхід сигнал, відповідний розпізнаваному зображенню, на виході кола одержувати новий сигнал, величина якого характеризує ступінь збігу вхідного сигналу з еталоном. Напр., якщо зображення подано у вигляді електр. напруг, одержуваних одночасно в виході багатьох фотоелементів, то еталон можна реалізувати у вигляді набору провідностей, кожна з яких проводить струм від певного фотоелемента до спільного вузла. Сумарний струм у цьому вузлі дорівнює скалярному добутку вектора напруги (тобто вектора, як компоненти якого правлять напруги на входах фотоелементів) на вектор провідностей. За відповідного порушення вектора провідностей струм є пропорційним до косинуса кута між цими векторами, тобто характеризує їхню близькість. Зокрема, кількість ділянок з однаковою чорнотою можна подавати як скалярний добуток вектора зображення і спеціально створеного еталона й реалізувати за допомогою подібного кола. В розпізнавальному пристрої відшукується еталон,

схожість якого з даним зображенням є найбільшою. Номер цього еталона або відповідний код править за результат розпізнавання й видається з Ч. а. в обчисл. машину або на перфоруційний пристрій.

Розпізнавання знаків є окремим випадком проблеми розпізнавання образів. Це одна з найважливіших проблем у сучасній кібернетичній. Навіть у найпростішому випадку розпізнавання друкованих букв електр. сигнали, одержувані під час розгортки зображення одного класу, надзвичайно різноманітні. Це зумовлено несталистю товщини й контрастності ліній, наявністю випадкових вад друку й забруднень паперу, несталистю розташування зображень у полі зору скануючого пристрою. Ця різноманітність зображень веде до необхідності або розробляти складні процедури нормалізації зображень, тобто зведення до стандартного розташування, стандартних розмірів тощо, або передбачати по кількох еталонів на кожний клас і робити порівнювання з кожним еталоном по кілька разів на різних власних розташуваннях еталона й зображення. Перший із зазначених шляхів веде до порівняно великої ймовірності помилок, бо нормалізація, виконувана до розпізнавання в разі випадкових перешкод виявляється ненадійною. Другий шлях веде до зменшення швидкості розпізнавання і до ускладнення пристроїв. Досконаліші методи розпізнавання, відрізняючись від обох зазначених вад, перебувають у стадії досліджувань (див. *Розпізнавання зорових образів*).

Сучасні Ч. а. істотно різняться своїми можливостями. Найпростіші з них пристосовані лише для читання стилізованих шрифтів, тобто шрифтів, у яких знакам надано спеціальної, децю незвичної форми для спрощування процесу автомат. розпізнавання. Такі Ч. а. потребують застосування спец. друкарських машинок, щоб заповнювати документи, призначені для читання, цю істотно обмежує сферу застосування їх. Доречніше й складнішими є Ч. а., розраховані на те, щоб розпізнавати шрифт звичайної друкарської машинки. Наявність в алфавіті схожих букв, таких, як Ш — Щ, Б — С та ін., і низька якість зображень знаків, характерна для звичайної друкарської машинки, дуже утруднюють проблему одержання великої вірогідності розпізнавання в цьому разі. Ч. а. цього типу за їхньою складністю й вартістю можна порівняти з малою ЦОМ, а їхня якість характеризується ймовірністю помилкового розпізнавання в кращому разі від 10^{-3} (для високої якості друку) до 10^{-2} (в переважній більшості).

Найдосконалішими вважають багатошрифтові Ч. а., розраховані на читання текстів, надрукованих різними друкарськими чи машинописними шрифтами. Такі Ч. а. мають у своєму складі *операційний запам'ятовувальний пристрій*, у якому зберігаються еталони одного або двох-трьох шрифтів. Розпізнаваний знак порівнюється з цими ета-

лонами. Еталони кількох інших шрифтів (до кількох десятків різних шрифтів) зберігаються на стрічці магнітній або диску магнітному і в міру потреби швидко переписуються в оперативній запам'ятовувальній пристрій. Такі Ч. а. є складними й дорогими обчисл. пристроями; їх можна порівняти з великими ЦОМ. Вони можуть сприймати й прості документи типу банківських чеків, де читані знаки розташовані в єдиному рядку, і багаторядкові документи або сторінки в книжках і журналах. Перебудову Ч. а. для читання документів другого типу, формату, шрифту здійснюють шляхом програмного керування роботою автомата. Програми його роботи зберігаються на магнітній стрічці або диску і так само, як у ЦОМ, вводяться в оперативну пам'ять. Швидкість роботи Ч. а. цього типу (з урахуванням затрат часу на переміщення документів, пошук рядків і т. п.) досягає кількох сотень знаків за 1 секунду.

Створено кілька зразків Ч. а., щоб розпізнавати рукописні знаки, переліком — рукописні стилізовані цифри. Цифри треба записувати з певними обмеженнями, напр., вписуючи в рамочки стандартного розміру або навіть вдаючись до заздалегідь надрукованого на бланку трафарету (як це зроблено для потових індексів на конвєртах). Для розпізнавання рукописних знаків метод порівнювання з еталонами мало придатний. Замість безпосереднього порівнювання використовують різні методи аналізу геом. структури зображення. Незважаючи на зазначені обмеження стилю написання, розроблені методи розпізнавання рукописних знаків ще не дають змоги одержувати таку велику ймовірність правильного розпізнавання рукописних знаків, як тоді, коли їх розпізнає людина. Нові шляхи розв'язування проблеми розпізнавання, які намітилися, дають підставу розраховувати на появу Ч. а., придатних для надійного розпізнавання друкованих знаків довільних шрифтів і рукописних знаків.

Ч. а. застосовують у тих випадках, коли в обчисл. машини треба вводити велику кількість документів. Ч. а. середньої продуктивності може замінити труд кількох десятків людей, які працюють із звичайними перфоруючими пристроями. Тому порівняно велика вартість Ч. а. швидко компенсується. Навіть у тому разі, коли документи треба передруковувати на машині спеціально для Ч. а., використання Ч. а. виправдовує себе, бо поміжки можна відшукувати й направляти безпосередньо на вводжуваному в ЦОМ документі. А коли документ із самого початку друкується шрифтом, придатним для автомат. читання, й після підписання чи перевірки певними особами вводять у машину, економічна ефективність застосування Ч. а. дуже велика. За приклад такого документа може правити наряд на одержання певного товару зі складу. Назва, кількість і вартість товару, прізвище одержувача та ін. дані можна одразу надрукувати на друкарській ма-

шині. Коли вже на наряді поставлено всі потрібні підписи, в т. ч. підпис одержувача, людина, яка перевірила наявність усіх підписів, може передати цей наряд для введення в ЦОМ через Ч. а. Так можна обліковувати видані товари, так зручніше розраховуватися з одержувачами.

Ч. а. широко використовують для обробки банківських чеків, різних рахунків, записок, статистичних звітів тощо. Ч. а. іншого типу, розраховані на читання сторінок з друкарських текстів, застосовують під час машинного перекладу з однієї мови на іншу, реферуваних автоматично наук. статей, у лінгвістичних дослідженнях тощо. Сфера застосування Ч. а. дедалі ширша в міру поліпшення їхньої якості й зниження вартості. Літ. Автоматизація видавничих знаків у електронних вичислювальних машинах, т. 2. Вильямс 969 Уайлсон Р. Оптичний читальний пристрій. Пер с англ. М., 1969.

В. А. Конопальський

ЧИТАЮЧИЙ АВТОМАТ КОРЕЛЯЦІЙНИЙ — пристрій для розпізнавання машинописних або друкарських букв і цифр, який ґрунтується на кореляційному методі розпізнавання. На вході такого пристрою є зображення машинописного знака, а за вихідний сигнал править код букви або цифри, який є зображення відповідне. Для кожного розпізнаваного зображення в Ч. а. ж. визначають схожості з прикладом з деякими еталонними зображеннями і зазначають номер еталона, для якого величина цієї схожості є максимальною. Міра схожості, яку обчислюють у Ч. а. ж., за своїм виглядом на відрізняється від відомого в статистиці коеф. кореляції R , а аналогію до цього коефіцієнта, R названо кореляцією (дав. *Кореляційний метод розпізнавання*). Як правило, кожній букві або цифрі відповідає лише один еталон, і число еталонів дорівнює числу розпізнаваних знаків (10 еталонів при розпізнаванні цифр, 33 еталони при розпізнаванні букв і т. ін.). Для підвищення вірогідності розпізнавання чи розширення можливостей автомата іноді використовують кілька еталонних зображень для деяких або для всіх знаків. Оскільки величина кореляції еталонного й розпізнаваного зображення істотно залежить від місця перебування розпізнаваного зображення в полі зору, треба вживати заходів для того, щоб розпізнаване зображення займало одне й те саме положення, тобто треба здійснювати центрування зображення. Найбільш завадостійкий метод центрування полягає в обчислюванні коеф. кореляції розпізнаваного зображення і всіх еталонів за всіх можливих взаємних розміщень їх. При цьому фіксується номер еталона, який забезпечує максимум кореляції за такого взаємного розміщення, коли макс. кореляція є найбільшою. При цьому необхідно, щоб у читаючому автоматі не тільки було зроблено всі ці обчислення, а й вжито заходів для розподілу знаків у рядку. Ч. а. ж. застосовують для читання машинописних або друкарських текстів, надрукованих заданим шрифтом.

Лит. Ковалевский В. А. Корреляционный метод распознавания изображений // Журнал вычислительной математики и математической физики, 1962, т. 2, № 4, Барашко А. С. [та ін.] Корреляционный читающий автомат со сдвиговым регистром ЧАРС. В кн.: Читающие автоматы и распознавание образов К., 1965, Ковалевский В. А. Алгоритм разделения машиннописной строки на знаки при отсутствии пробелов. В кн.: Труды III Всесоюзной конференции по информативно-поисковым системам и автоматизированной обработке научно-технической информации т. 3. М., 1967 М. Я. Шлезингер. «ЧОРНИЙ ЯЩИК» система, в якій зовнішньому спостерігачеві доступні лише вхідні та вихідні величини, а внутрішня будова



«Чорний ящик».

її та процеси, що в ній перебігають, невідомі. Чимало важливих висновків про поведінку системи можна зробити, спостерігаючи лише за реакцією вихідних величин на зміну вхідних. Такий підхід, зокрема, відкриває можливості для об'єктивного вивчення систем, будова яких або невідома, або надто складна для того, щоб можна було за властивостями складових частин цієї системи та структурою зв'язків між ними зробити висновки про їхню поведінку.

Нехай на вхід системи подаються діяння X_1, X_2, \dots, X_m , а на виході її одержують вихідні Y_1, Y_2, \dots, Y_n (мал.). Спостерігаючи досить довго за поведінкою такої системи і, в разі

потреби, виконавши активні експерименти над нею, тобто змінюючи деяким певним чином вхідні діяння, можна досягти такого рівня знання властивостей системи, що буде змога завбачити зміну її вихідних координат при будь-якій заданій зміні вхідних. Проте як докладно не вивчали б ми поведінку «Ч. я.», не можна одержати однозначний висновок про його внутр. будову, бо однакову поведінку можуть мати різні системи. Спостерігач, якому доступні лише їхні вхідні та вихідні координати, не може відрізнити їх одну від одної. Тому вивчення системи методом «Ч. я.» принципово не може привести до однозначного висновку про її внутр. структуру, бо її поведінка нічим не відрізняється від поведінки ізоморфних їй систем.

Метод «Ч. я.» широко використовують для розв'язування задач моделювання керованих систем (особливо при дослідженні складних кіберн. систем) тоді, коли вивчають поведінку системи, а не її будову.

ЧОРНИЛО МАГНІТНЕ — різновид магнітного носія запису інформації, шар якого можна легко нанести на основу (папір, картон тощо). Магн. записування здійснюють, змінюючи стан суцільного магн. носія («невидимий» запис) з ретрацією за допомогою магн. головок чи нанесенням Ч. м. (з розчином барвника) заданих геом. зразків у вигляді видимих відбитків відповідної інформації, напр., п'яфрової.

ЧУТЛИВОСТІ ТЕОРІЯ — теорія, що вивчає вплив варіації параметрів на динамічні властивості систем. Див. *Динамічних систем теорія чутливості*.

ШВИДКІСТЬ СТВОРЕННЯ ПОВІДОМЛЕННЯ — величина, що характеризує *інформаційність*, створювану джерелом повідомлення. Якщо джерело повідомляє з дискретним часом виробляє в моменти часу t_0, t_1, t_2, \dots повідомлення $\xi = (\xi_0, \xi_1, \xi_2, \dots)$ і при цьому простір X значень складових величин ξ_i є дискретним, то Ш. с. п. цим джерелом є величина

$$\bar{H}(\xi) = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} H(\xi_t). \quad (1)$$

де $H(\xi_t)$ — ентропія ξ_t відрізка $\{0, t\}$ повідомлень, якщо ця границя існує. Зокрема, якщо послідовність моментів t_0, t_1, t_2, \dots зникнення повідомлень співпадає з послідовністю цілих невід'ємних чисел $0, 1, 2, \dots$ (тобто повідомлення виникають раз на одиницю часу, це для простоти будемо припускати в надалі), то Ш. с. п.

$$\bar{H}(\xi) = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} H_n(\xi), \quad (2)$$

де $H_n(\xi) = H(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$ — ентропія n -вимірної випадкової величини $(\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_n)$. Для джерел з неперервним часом та для джерел з неперервним простором значень повідомлень Ш. с. п. дорівнює $+\infty$, бо ентропія неперервної випадкової величини ξ_t завжди дорівнює $+\infty$.

Для джерел з незалежними компонентами величини ξ_i завжди незалежні й

$$\bar{H}(\xi) = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n H(\xi_i),$$

якщо, крім того, ξ_i однаково розподілені, то $\bar{H}(\xi) = H(\xi_1)$. Напр., якщо джерело раз на одиницю часу виробляє незалежно одне в двох повідомлень, 0 або 1 , з ймовірністю $1/2$, то Ш. с. п.

$$\bar{H}(\xi) = H(\xi_1) = \log_2 2 = 1 \text{ (біт/с)}.$$

Доведення існування границь в рівностях (1) (або (2)) і явне обчислення \bar{H} — складна матем. задача, розв'язати яку поки що вдалося лише для деяких окремих (хоч і важливих) випадків. Доведено, напр., що границя в рівності (2) існує для стаціонарних джерел. Явні вирази через скінченновимірні розподіли знайдено лише для джерел з незалежними однаково розподіленими компонентами марковських стаціонарних джерел та для джерел, що виробляють повідомлення, які є якимись ф-ціями від Маркова ланцюга. Для довільного стаціонарного джерела Ш. с. п.

$$\bar{H}(\xi) = \lim_{n \rightarrow \infty} MN(\xi_n/\xi_{n-1}, \dots, \xi_1). \quad (3)$$

де $MN(\xi_n/\xi_{n-1}, \dots, \xi_1)$ — середня умовна ентропія. Для стаціонарного ланцюга Маркова порядку k ф-за (3) приводить до рівності $\bar{H}(\xi) = MN(\xi_k/\xi_0, \xi_1, \dots, \xi_{k-1})$, праву час-



тину якої можна явно виразити через перехідні ймовірності ланцюга Маркова.

У заг. випадку дискретного джерела, коли Ш. с. п. $\bar{H}(\xi)$ точно обчислити не вдається, користуються наближеними ф-лами для $\bar{H}(\xi)$. Зокрема, при великих значеннях n величина $MN(\xi_n/\xi_{n-1}, \dots, \xi_1)$ є добрим наближенням для $\bar{H}(\xi)$ стаціонарного джерела; при цьому можна показати, що $MN(\xi_n/\xi_{n-1}, \dots, \xi_1) \rightarrow \bar{H}(\xi)$ при $n \rightarrow \infty$ з експоненціальною швидкістю.

ШВИДКОДІЯ В СИСТЕМАХ АВТОМАТИЧНОГО КЕРУВАННЯ швидкість реакції системи на ділення, що збурюють режим її роботи. Її оцінюють за тривалістю *перехідного процесу* t_m , яку можна визначити аналітично (якщо відомий матем. опис системи) й експериментально. Для визначення t_m широко використовують наближені методи. Так, для систем з одиничним зворотним зв'язком можна оцінити t_m , якщо відома частота зрізу системи ω_z , яку визначають з умови $|W(j\omega_z)| = 1$, де $W(j\omega)$ — амплітудно-частотна характеристика розімкненої частини системи. Показано, що t_m — величина обмежена і

лежить у межах $\frac{\pi}{\omega_z} < t_m < \frac{4\pi}{\omega_z}$. У системах зі слабо коливальними перехідним процесом $t_m \approx \frac{\pi}{\omega_z}$. Ш. с. п. н. можна збільшити за

рахунок збільшення коэф. підсилення й використання різних *коректуючих пристроїв*. Вимоги до Ш. с. п. н. і до стійкості цих систем суперечливі. Обмеження, що їх накладають на координати систем, і стійкість визначають межу збільшення їхньої швидкодії.

ШВИДКОДІЯ ЦОМ — характеристика швидкості роботи цифрової обчислювальної машини, що Π вміщують кількість *операцій* машинних (команд) за одиницю часу. Діапазон значень Ш. ЦОМ — від 10^2 до 10^7 – 10^8 операцій за 1 сек. Напр., Ш. малої ЦОМ «Промінь» — порядку 10^2 операцій за 1 сек, а надвеликої обчислювальної системи «ILLIAC-IV» — порядку 10^8 операцій за 1 сек. У зв'язку з тим, що тривалість різних операцій неоднакова, Ш. можна виразити одним числом, визначаючи тривалість умовної «середньої» операції, яка залежить від того, як часто

трапляються різні операції в різних програмах. Така частота залежить від складу розглядуваних програм, а склад — від виду застосування ЦОМ, який характеризує клас розв'язуваних задач. Оцінку Ш. тепер пов'язують або з класом задач, користуючись представницькою (характерною, типовою) сумішню команд, або з типовою (зразковою) задачею. Суміш задається частотами зустрічі (типів) операцій, а типова задача — загальним матем. формулюванням алгоритму і задаванням числових значень осн. перемисних параметрів. Приклади сумішей — т. з. суміші Гібсона, приклади типових задач — перетворення матриць, складання відомості на зарплату. За допомогою суміші Ш. можна виразити кількістю операцій за 1 сек, а за допомогою типової задачі — часом її розв'язування.

У зв'язку з різноманітним застосуванням ЦОМ постала необхідність використовувати споріднені в Ш. ЦОМ швидкісні характеристики. До цих характеристик належать: пропускна здатність ЦОМ, яка працює в контурі керування; час реакції в різних системах керування; Ш. ЦОМ (у т. ч. в діалогов режимі), продуктивність ЦОМ, вимірювана кількістю задач, розв'язаних за добу (або за рік) на ЦОМ обчислювального центру.

Теорія та практика побудови ЦОМ, крім поняття Ш. машини в цілому, використовують ще й поняття швидкісних характеристик нижчого рівня. До них відносять швидкодію елементів (напр., час перемикання, затримка сигналу, робоча частота), вузлів (напр., кількість тактів робочої частоти, за які виконується якась елементарна дія), пристроїв (напр., час виконання операції арифметичним пристроєм, час звертання до запам'ятовувального пристрою), деяких функціональних систем (напр., час переривання—відновлення програми системою переривання). Швидкодія верхнього рівня залежить від швидкодії нижчого рівня, напр., від швидкодії елементів залежить швидкодія вузлів, пристроїв, функціональних систем і Ш. ЦОМ у цілому. Фізико-технологічний прогрес обчисл. техніки забезпечує збільшення швидкодії елементів аж до наближення часу перемикання до часу поширення сигналу. Водночас відбувається зменшення габаритів і здеешевлення апаратури, а це дає змогу ускладнити елементи до рівня вузлів і укрупнити елементарні (однотактні) дії, тобто підвищити швидкодію нижчого рівня.

У перших ЦОМ порядок складування етапів машинної обробки був простий: одна задача послідовно проходила етапи введення, обробки й виведення, займаючи на кожному етапі відповідну частину обладнання і приводячи до простою решті обладнання. Тоді введення—виведення було невелике і за обсягом і за потрібним часом порівняно з часом обробки. Ш. ЦОМ визначалася, по суті, найвузличим місцем машини — арифм. пристроєм. Згодом введення—виведення стало більшим за обсягом (бо розширялися економ. за-

стосування) і за потрібним часом (бо швидкодія обладнання обробки зростала з більшою швидкістю, ніж швидкодія обладнання введення—виведення і швидкодія користувачів та персоналу). Щоб усунути простої дорогого швидкодіючого обладнання в ЦОМ запровадили мультипрограму обробку (див. *Мультипрограмування*) і режим розподілу часу. Це дало змогу збільшити продуктивність ЦОМ шляхом суміщення операцій у машині в часі (введення—виведення з обробкою). Було суміщено й окремі етапи виконання команд та операцій. Усе це підвищило не тільки інтенсивність роботи (завантаження) ЦОМ на всіх рівнях, а й інтенсивність засвоєння й обчислювальною машиною, тобто фактична швидкодія наблизилася до максимальної при заданому обладнанні. Далі Ш. ЦОМ підвищили, запровадивши мультипроцесорну обробку та побудувавши обчислювальні середовища.

У зв'язку з тим, що ускладнилася організація ЦОМ, бо збільшилася кількість одиниць обладнання пристроїв введення, виведення, обробки та запам'ятовування, яке може працювати одночасно й незалежно, постала потреба мати засоби, що забезпечують автомат. стеження за всім цим обладнанням та його завантаженням. Такими засобами стали спец. функціональні вузли й системи ЦОМ, насамперед система переривання й керує програми (див. *Операційна система*). На виконання керуючих та обслуговуючих програм йде значна частина часу роботи ЦОМ, призводячи до простою розв'язуваних задач, тобто до втрати продуктивності, або фактичної Ш. ЦОМ. Так, напр., програми планування завантаження периферійного обладнання та реакції на переривання спричиняють простій задач при мультипрограмній обробці, а транслятор впливає на продуктивність при роботі мовою вищого рівня. Отже, визначаючи фактичну Ш. ЦОМ, або її продуктивність, треба враховувати, крім швидкодії апаратури, швидкодію програм операційної системи і системи програмування. Згадане вище здеешевлення апаратури дає змогу підвищити Ш. ЦОМ шляхом збільшення кількості апаратури при тій самій вартості. Спец. додаткова апаратура може прийняти на себе й ряд функцій керуючих та обслуговуючих програм, у зв'язку з чим знизяться непродуктивні втрати Ш. ЦОМ.

Означення Ш. ЦОМ, яке дано на початку статті, стосується апаратної швидкісної характеристики ЦОМ, при цьому з апаратури розглядається лише центр. процесор (ЦП), який здійснює осн. переробку даних, бо від нього проходять послідовність команд виконуваної програми. Звичайно припускають, що швидкодію ЦП узгоджено зі швидкодією операційного запам'ятовувального пристрою (ОЗП), тобто ЦП не простіше через неможливість звертання до ОЗП, пов'язану з недостатньою швидкодією цього пристрою. Крім того, при заданій швидкодії ЦП обсяг та швидкодія ОЗП мають бути такими, щоб цей при-

стрій міг виставити достатню кількість обробленої та готової до обробки в ЦП інформації і одночасно виставити й допустити зворотня (з боку пристроїв введення—виведення) до виводжуваної й виводжуваної інформації.

Іноді для характеристики центр. частини ЦОМ використовують швидкість ЦП та обсяг ОЗП, називаючи їх обчисл. потужністю. Характеризують якийсь парк ЦОМ, використовують, зокрема, їхню сумарну швидкість. Повну апаратну швидкість характеристики сучасної ЦОМ можна представити набором виражених у відповідних одиницях швидкісних характеристик ЦП, ОЗП, периферійних пристроїв і, можливо, ліній зв'язку, оскільки не можна показати єдину компоненту, яка визначає швидкість (вузьке місце). Порівнювати дві ЦОМ за такими виборами досить важко існує заг. підхід до аналітичного визначення єдиних порівняльних оцінок (ефективної швидкості та її ціни), що ґрунтується на врахуванні деяких вагових коефіцієнтів, які характеризують роботу ЦОМ в цілому та її частини. На практиці, визначаючи Ш. ЦОМ, використовують методи цифрового моделювання і випробування на зразкових типових задачах або на синтетичних представницьких сумішах команд.

Літ.: Глязков В. М. Для универсальных критериев эффективности обчислительных машин. «Доповіді АН УРСР», 1960, 4. Dugan M. B. (Jr) A perspective on system performance evaluation. «IBM systems journals», 1969, v. 8, № 4. О. О. Воробієв.

ШЕННОНА ЛАБІРИНТ — для ігор гри нівбери-тичності.

ШЕННОНА МИША — для ігор гри нівбери-тичності.

ШЕННОНА ФУНКЦІЯ — функція $L(n)$, яка дорівнює такому найменшому числу, що будь-яку функцію алгебри логіки $f(x_1, \dots, x_n)$ від n змінних можна реалізувати схемою компактної, яка містить не більше як $L(n)$ контактів. Уперше запровадив цю амер. математик К. Шеннон (в. 1916) (звідси й назва — «Ш. ф.»). В подальшому подібну ф-цію вивчали для схем з довільних елементів і для окремих класів таких схем (напр., порівельно-последовних схем). Тепер термін Ш. ф. вживають щодо сім'ї всіх ф-цій алгебри логіки та для багатьох важливих класів замкнених функцій алгебри логіки.

ШЕПЛІ ВЕКТОР — функція, що описує шпирний розподіл для окремих гравців у грі кооперативній на основі характеристичної функції. Отже, Ш. в. є одним з оптимальності принципів для нестратегічних ігор. Для кожної гри він існує і є єдиним. Ш. в. обчислюють за ф-лою

$$\Phi_i(v) = \sum_{k=1}^n \frac{(|k|-1)! (n-|k|)!}{n!} \times \\ \times [v(k) - v(k - i)],$$

де $|k|$ — кількість гравців коаліції K , $i = 1, \dots, n$, $v(k)$ — характеристична ф-ція. Цю ф-лу одержують на основі природних (натуральних) аксіом симетрії (Ш. в. не залежить від нумерації гравців), ефективності (неефективний гравець одержує свій мінім. гарантований выигрыш) та адитивності (Ш. в. суми двох ігор дорівнює сумі Ш. в. цих ігор). Ш. в. застосовують зокінках ринків, для обробки даних голосування тощо. Ю. Грунд.

ШЕФФЕРА ШТРИХ, Шеффера функція, заперечення логіки — булева функція двох аргументів. Позначають її знаком \neg і задають такою таблицею істинності:

X	Y	X/Y
0	0	1
0	1	1
1	0	1
1	1	0

Ш. ш. є комутативним, але не асоціативним і не дистрибутивним щодо дис'юнкції та кон'юнкції. Ця ф-ція є функціонально повною і двоїстою функцією Пірса стрілки. В. М. Ковал.

ШЯНА — фізичний канал для передавання інформаційних або керуючих сигналів у цифровій обчислювальній машині (ЦОМ). Залежно від призначення сигналіа, що передаються, Ш. є кодовою і керуючою. Кодові Ш. призначені для передавання кодів командних та інформаційних слів. У ЦОМ паралельної дії є система кодових Ш., кожна з яких призначена для передавання одного розряду коду слова. В ЦОМ послідовної дії всі розряди коду слова передаються по тій самій Ш., послідовно, один за одним. Керуючі Ш. призначені для передавання сигналів, що забезпечують виконання мікрооперацій.

Л. О. Коритча.
ШИФРАТОР — пристрій для кодування сигналів. Застосовують його в телекеруванні, зв'язку, радіолокації, обчисл. техніці та інших галузях техніки, пов'язаних з передаванням, зберіганням та обробкою інформації. Залежно від структури вихідних сигналів розрізняють одноімпульсні та багатоімпульсні Ш. В одноімпульсних Ш. кодування здійснюється генеруванням імпульсів, які характеризуються видом струму, амплітудою, тривалістю, полярністю, фазою, формою імпульсів і частотою. В багатоімпульсних Ш. сигнал характеризується кількістю імпульсів у сигналі, порядком проходження їх чи сукупністю кількох ознак. Багатоімпульсні Ш. поширеніші за одноімпульсні, бо апаратура перетворення багатоімпульсних сигналів не така громіздка (в розрахунку на одиницю кількості інформації), як апаратура шифрування й дешифрування одноімпульсних сигналів, та й задовільність при передаванні багатоімпульсного коду краща. В обчисл. техніці застосовують переважно Ш. багатоімпульсні. За призначенням їх можна поділити на дві

осн. групи: Ш. 1-ї групи призначені для кодування символів при ручному записуванні проqram на тех. носії вилучу інформації. У схемі такого Ш. є ряд вхідних шин (за кількістю кодованих символів) і ряд вихідних шин (за кількістю розрядів у коді). Збудження однієї з вхідних шин спричиняє утворення певної комбінації вихідних сигналів. Сигнал на вхідну шину подає оператор, натискаючи на клавішу відповідного символу на клавішній панелі Ш. Ш. 2-ї групи, які працюють автоматично, призначені для кодування даних, виражених якоюсь фіз. величиною. Залежно від виду вхідного сигналу неперервної форми розрізняють два осн. типи Ш.— Ш. 1 а 2 р у г м, коли вхідний сигнал виражений електричною напругою, і Ш. 3 а о л о ж е н н я, коли вхідний сигнал виражений мех. переміщенням елемента (адебільшого поворотом вала). Похибка перетворення Ш. напруги — в межах 0,05%. Осн. перевагою цих Ш. над Ш. положення є можливість використовувати один пристрій для багатьох вхідних сигналів за допомогою нескладної комутації, велика швидкість роботи (до сотень тисяч перетворень за 1 сек). Ш. аоложення можуть мати вищу точність — до 0,001%, бо параметри, які характеризують мех. пристрої, меншою мірою зазнають впливу навколишнього середовища, ніж електр. параметри.

Літ. Річардс Р. К. Элементы в схемах шифровых вычислительных машин. Пер. с англ. М., 1961.

І. Т. Петрович.

ШЛЯХ у теорії графів — ланцюг, усі ребра якого орієнтовано в напрямку руху від початкової до кінцевої вершини ланцюга. Ш. зображають символом $\mu(x_i, x_j) = (\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_k)$, де дуга μ_i інцидентна вершинам x_{i-1} й x_i . Ш., у якому кілька вершин не зустрічається двічі, наз. елементарним. Якщо x_i й x_j — якісь вершини графа, для яких існує Ш. $\mu(x_i, x_j)$, то вершина x_j досяжна з вершини x_i , а вершина x_i — обернено досяжна з вершини x_j . Множину всіх досяжних з x_i вершин позначають символом $D(x_i)$, а обернено досяжних $D^{-1}(x_i)$. Для будь-якої множини A вершин можна визначити досяжну множину $D(A) = \bigcup_{x \in A} D(x)$. Аналогічно визначають обернено досяжну множину $D^{-1}(A)$. Ш., який містить усі дуги орієнтованого графа, наз. ейлеровим.

Г. П. Донець.

ШТРАФІВ МЕТОД — метод розв'язування задачі програмування математичного, оснований на зведенні задачі з обмеженнями до мінімізації деякої допоміжної функції без обмежень. Осн. ідея методу полягає ось у чому. Будують спец. ф-цію — штрафну функцію, яка дорівнює 0 в допустимій області й швидко зростає поза нею. Після цього розв'язують задачу мінімізації суми штрафної ф-ції й цільової функції задачі одним з відомих алгоритмів. Напр., якщо потрібно мінімізува-

ти ф-цію $g_0(x)$, де x — n -вимірний вектор, при обмеженнях $g_i(x) \leq 0$, $i = 1, \dots, m$, то штрафну ф-цію можна побудувати за таким правилом:

$$\Psi(x, r) = r \sum_{i=1}^m \varphi(g_i(x)),$$

де $r > 0$, а

$$\varphi(g_i(x)) = \begin{cases} |g_i(x)|^p, & \text{якщо } g_i(x) > 0 \\ 0, & \text{якщо } g_i(x) \leq 0. \end{cases}$$

Після цього замість початкової задачі розв'язують задачу мінімізації ф-ції $P(x, r) = -g_0(x) + \Psi(x, r)$. Доведено, що при достатньо загальних припущеннях розв'язок останньої задачі наближається до розв'язку початкової, якщо $r \rightarrow \infty$.

Б. М. Пшеничний.

ШТРАФНА ФУНКЦІЯ — допоміжна функція, використовувана у штрафні методи розв'язування задачі програмування математичного. Ш. ф. характеризує з достатнім ступенем точності ту множину, в якій може змінюватися аргумент. Якщо позначити цю множину через X , то відповідна Ш. ф. $\Psi(x, r)$ повинна мати такі властивості: а) $\Psi(x, r)$ — неперервна; б) $\Psi(x, r) = 0$, якщо $x \in X$; якщо $x_0 \notin X$, а послідовність x_k наближається до x_0 та $r_k \rightarrow +\infty$, то величина $\Psi(x_k, r_k) \rightarrow +\infty$. Якщо область X задано системою нерівностей $g_i(x) \leq 0$, $i = 1, \dots, m$, то $\Psi(x, r)$ можна

взбрати у вигляді $\Psi(x, r) = r \sum_{i=1}^m \varphi(g_i(x))$, де $\varphi(g_i(x)) = 0$ для $g_i(x) \leq 0$, $\varphi(g_i(x)) = |g_i(x)|^p$ для $g_i(x) > 0$.

Б. М. Пшеничний.

ШТРАФНА ФУНКЦІЯ МЕТОД — те саме, що й штрафні методи.

ШТУЧНИЙ М'ЯЗ — полімерне тіло волокнистої або плівкової структури, що його одержують штучно поза живим організмом; має властивість оборотного скорочення й подовження при зміні хімічного складу навколишнього рідкого середовища. Прототипом Ш. м. були модельні скоротливі волокна, які виготовляв рад. біохімік В. О. Енгельгардт з білкових екстрактів. Згодом синтетичним шляхом подібні скоротливі структури одержали зарубіжні вчені В. Кун та А. Качальський. Плівки й волокна для Ш. м. виготовляють з деяких полікислот та поліоснов способом молекулярного зшивання при нагріванні або хімії співполімеризації. На основі поліакрилової к-ти та полівінілового спирту одержано, напр., плівки, які значно скорочуються й подовжуються при зміні рН навколишнього розчину. Дію Ш. м. зумовлено явищем осмосу та молекулярних конфігураційних переходів, зокрема, переходів спіраль — клубок. Ці переходи відбуваються за ізотермічних умов. При цьому хімі. енергія рідкого середовища перетворюється безпосередньо на механічну (без проміжного пере-

назвою «штучний інтелект». Осм. увагу тут приділяють одержанню результату, а на спосіб одержання його спец. обмеження не накладаються. Широко використовують евристичні прийоми — правдоподібні міркування, висновки за аналогією та інтуїтивні припущення. Найцікавіші результати одержано в галузі доведення теорем логіки й геометрії, а також стосовно ігор (див. *Доведення теорем на ЕОМ*).

Другий напрям теоретичних розробок пов'язаний з проблемою побудови Ш. р. моделюванням його біол. прототипу — людини. Метою досліджень є розробка прийомів та побудова конкретних автоматів, що можуть поводитись у широкому класі середовищ так, як це робить людина. Спец. обмеження накладаються на спосіб одержання остаточного результату — поведінки. Існують два підходи до вивчення мозку: феноменологічний (психологія) і структурний (фізіологія центр. нервової системи, нейропсихологія); сформувалися відповідно й два напрями в моделюванні — феноменологічне і структурне моделювання.

У рамках феноменологічного моделювання розглядається поведінка людини як складної інформаційної системи, що функціонує в якомусь середовищі, причому є можливість спостерігати взаємодію системи з середовищем. Треба побудувати систему-модель, поведінка якої в обраних ситуаціях відповідала б поведінці людини. Така модель має розв'язувати задачі, використовуючи ті самі методи, способи та прийоми переробки інформації, якими користується людина. На цьому шляху виникає проблема вивчення алгоритмів переробки інформації людиною, проблема вивчення людських евристик. Цю проблему розв'язує програмування евристичне, суть якого полягає ось у чому. Експериментальними дослідженнями поведінки людини при розв'язуванні задач обраного класу виявляються загальноприйнятні прийоми та методи розв'язування. На цій основі висувасться гіпотеза про алгоритми, що описують обраний вид діяльності людини. Щоб перевірити гіпотезу, будують її модель (звичайно у вигляді програми для ЦОМ) і зіставляють поведінку моделі та людини, розв'язуючи задачі обраного класу. Результати зіставлення використовують для корекції гіпотези й моделі. В галузі використання методу евристичного програмування для створення систем типу Ш. р. одержано цікаві результати. Створено ряд моделей — «Логік-теоретик», «GPR», «Композитор», модель гри в шахи та ін. Характерно, що в рамках евристичного програмування розробляють моделі діяльності людини в строго визначених ситуаціях (напр., діяльність по розв'язанню логіч. задач фіксованого класу). Тому різні моделі виявляються слабо зв'язаними одна з одною, і виникає важлива задача теор. осмислення й систематизації одержаних розрізнених результатів. Ця задача є найактуальнішою в евристичному

програмуванні. Крім досліджень за методом евристичного програмування, в рамках феноменологічного підходу проводять роботи, присвячені моделюванню окремих психічних функцій. Звичайно ці роботи тісно пов'язані з психолог. проблематикою (моделювання процесів навчання, формування понять тощо), але їхні результати можна використовувати і в галузі Ш. р.

Структурне моделювання пов'язане зі спробами описати роботу мозку як системи, що породжує поведінку, тобто об'єктом моделювання стають притаманні мозкові механізми переробки інформації. При цьому людину розглядають також як інформаційну систему, що функціонує в якомусь середовищі. Припускають, що існує інформація (непозна) про властивості структурних елементів системи й про деякі принципи їхньої взаємодії (нейрофізіологія), а також інформація про деякі алгоритми взаємодії системи з середовищем (психологія та евристичне програмування). Треба побудувати систему-модель, структура й поведінка якої в заданім ступенем точності відповідала б структурі й поведінці системи-оригіналу. Сутність наряду полягає в тому, що на основі наявних знань висувасться гіпотеза про структуру інформаційних механізмів системи-оригіналу й будують моделі цих гіпотез. Порівняння моделі й оригіналу використовують для того, щоб оцінити правомірність гіпотез про структуру.

Перші роботи в галузі структурного моделювання пов'язані зі спробами синтезувати штучну нейронну сітку, яка б виявляла властивості нервової системи. Тепер велику увагу приділяють моделюванню нейронних структур репелторних органів нижчих тварин. Широко вивчають властивості моделей нервових сіток з випадковою організацією. Досліджують функціонування нервових структур, великої ваги надають питанням навчання (див. *Перселтрон*). Виходячи з розуміння мозку як моделюючого пристрою, що створює власні інформаційні внутр. моделі об'єктів зовн. світу, а саме тощо, в Ін-ті кібернетики АН УРСР висунуто гіпотезу про програми переробки інформації мозком і про механізми, які забезпечують виконання цих програм. Згідно з цією гіпотезою, діяльність кори великих шквель головного мозку виражається в зміні активності внутр. інформаційних моделей та зв'язків, які разом реалізують різні види пам'яті (див. *Моделювання пам'яті*). Інформаційну модель з боку її субстрату можна зіставити з нейронним ансамблем. Розгляд роботи мозку на рівні взаємодії інформаційних моделей як функціональних одиниць мозку дає змогу розробляти Ш. р. у вигляді систем із сітковою структурою, вузли якої відповідають внутр. інформаційним моделям кори, а зв'язки — відношенням між цими моделями. При такому підході для попередньої організації сітки використовують відомості не тільки з нейрофізіології, а й з психології, логіки та ін. Взаємопов'язані еле-

менти такого роду становлять семантичну сітку. Одним з осн. принципів організації сітки є ієрархічність її структура. Стан кожного елемента сітки змінюється в часі неперервно. В кожний момент часу активною є вся сітка, тобто кожний її вузол перебуває в стані якоїсь активності. В процесі переробки інформації активності між вузлами й реалізуються програми переробки інформації. Впорядкованість у цей процес вносить спец. система посилення-гальмування, функцією якої є вибір у кожний момент часу найактивніших вузлів сітки й посилення їхнього впливу на решту вузлів. Робота такої системи частково реалізує в сітці одну з програм свідомості — увагу. Залежно від повноти представлення й реалізації в сітці програм, які описують розум людини, можна створити й спеціалізовані системи Ш. р., призначені розв'язувати окремі класи задач, і системи широкого призначення, що можуть організувати «розумну» поведінку в широкому класі середовищ. Цю гіпотезу використано при розробці багатьох автоматів (реалізованих у вигляді програм для ЦОМ), що відтворюють у різному обсязі окремі програми переробки інформації та деякі сукупності їх.

Крім двох осн. напрямів, у теорії Ш. р. можна виділити й деякі інші, напр., еволюційне моделювання. При такому моделюванні людину розглядають як продукт розвитку й пропонують замінити процес моделювання людини моделюванням процесу її еволюції.

Теор. роботи в галузі Ш. р. мають велике пізнавальне значення. Практич. використання одержаних результатів здійснюють шляхом побудови спеціалізованих пристроїв, призначених для часткової автоматизації розумової праці (програми-консультанти, інформаційно-довідкові системи, автомат. диспетчери та ін.). Тепер з тех. засобів реалізації Ш. р. найширше застосовують ЕЦОМ, які є осн. базою для реалізації діючих моделей. Дальший прогрес у теорії Ш. р. тісно пов'язаний з розвитком обчислювальної техніки й розробкою алгоритмічних мов, які забезпечують високу ефективність взаємодії людини з обчислювальною машиною.

Важливий напрям робіт у галузі Ш. р. пов'язаний зі створенням моделей поведінки людини у вигляді спеціалізованих тех.

пристроїв (роботів). Розроблювані тепер феноменологічні й структурні моделі поведінки можна розглядати як обчисл. аналоги подібних тех. пристроїв, які дають змогу перекласти придатність прийнятих теор. положень і ефективність моделей. Наступним етапом є розробка конкретних тех. пристроїв. Тип цих пристроїв визначається типом відповідних відправних моделей. Моделі, для розробки яких застосовують феноменологічний підхід, зручно реалізовувати у вигляді спеціалізованих ЦОМ або аналого-цифрових комплексів. Структурні моделі містять велику кількість однотипних елементів; це дає змогу будувати відповідні тех. пристрої у вигляді сіткових структур, що складаються з великої кількості елементів, різноманітності типів яких обмежена. В цьому зв'язку великого значення набуває задача створення елементів, що мають необхідні характеристики. Очевидно, для побудови пристрою, придатного для організації досить складної поведінки, потрібна значна кількість елементів. Це призводить до постановки ряду спец. проблем. Одна з них пов'язана з вартістю й компактністю елементів, друга — зі складністю попередньої організації та налаштування системи.

Лит. Глушаків В. М. Кибернетика і розумова праця. М. 1965. Амосов Н. М. Моделирование мышления и сознания. К., 1965. Некоторые проблемы биокбернетики, применение эвристики в биологии и медицине. В. К., 1967. Амосов Н. М. Моделирование процессов мышления «Кибернетика» 1968. № 2. Амосов Н. М. Искусственный разум. М., 1968. Проблемы бионики. Вискологическое прототипы и синтетическое системы. Пер. с англ. М. 1968. Розенблатт Ф. Принципы нейродинамики. Пер. с англ. М., 1969 [библиогр. с. 468—473]. Принципы самоорганизации. Пер. с англ. М., 1968. Вычислительные машины и мышление. Пер. с англ. М. 1967 [библиогр. с. 491—546]. Фельд Л., Оуэкс А., Уолш М. Искусственный интеллект и управление им. М., 1969. Пер. с англ. М. 1969 [библиогр. с. 226—228].

М. М. Амосов, О. М. Кислякин

ШУМ КВАНТУВАННЯ — див. Квантування.
ШУМ ПОШУКОВИЙ — видавання інформаційно-пошуковою системою документів, нерелевантних даному запиту. Коefіцієнт Ш. п. S пов'язаний з коefіцієнтом точності пошуку P співвідношенням $S = 1 - P$. Див. Ефективність інформаційного пошуку технічна, Релевантність документа.

Н. О. Стоколова

Ю Я

«ЮНІВАС» (Univac) — відділення американської корпорації «Сперрі ренд», яке спеціалізується на виробництві обчислювальних машин. Засновано його 1951. Випускає переважно великі машини й обчисл. системи спец. призначення. Відомі розроблені фірмою велика ЕОМ «Larc» (1960), яка була свого часу однією з найпотужніших, та сімейство «1100» і «9000». В ЕОМ «Univac-1107» (1962) вперше застосовано буферну пам'ять на тон-

ких магн. плівках (ємністю 128 слів і циклом 0,66 мксек). Поширені ЕОМ «Univac-1108» в однопроцесорному й мультипроцесорному (до п'яти) варіантах. З 1971 фірма випускає мультипроцесорну ЕОМ «Univac-1100», що має «адаптивну» архітектуру, за допомогою якої можна збільшувати продуктивність арифм. пристрою, не змінюючи решти вузлів машини. Нова ЕОМ має пам'ять на дроті з гальваноматн. покриттям ємністю 98—262 тис. слів і циклом 0,8 мксек.

Лит. Зейленберг В. Н., Матвеев-ко Н. А., Тароватова Е. В. Обзор зарубежной вычислительной техники по состоянию на 1970 г. М., 1970; Яі р і С. J. Computer dictionary and handbook. Indianapolis — New York 1968

Ю. П. Селіванов

ЯДРО в теорії ігор — 1) синонім *виразу функції* в грі *антиагоністичній* (особливо — в грі *не одиничному квадраті*); 2) *е-ядро* — множина всіх недомінуючих поділів у грі *кооперативній*; 3) *к-ядро* і *п-ядро* — множини поділів у кооперативній грі, що задовольняють різні принципи стійкості.

СПИСОК ІЛЮСТРАЦІЙ НА ОКРЕМИХ АРКУШАХ
(Кольоровий офсет)

1-й том

До статті Автоматизована система обробки експериментальних даних	40—41
До статті Автоматизовані системи управління підприємством	40—41
До статті Автоматизованого значання клас	472—473
До статті Біоелектричне керування	440—441
До статті Інформаційно-пошукова система документальна	440—441
До статті Керуюча обчислювальна машина	472—473
До статті Медична інформаційна система	440—441

2-й том

До статті Обробки даних система	184—185
До статті Обчислювальна техніка	184—185
До статті Обчислювальний центр	184—185
До статті Обчислювальних центрів мережі	376—377
До статті Розпізнавання образів	376—377
До статті Система керування науковим експериментом	376—377
До статті Складні системи керування	440—441
До статті Цифрова обчислювальна машина	440—441

Крім того, в тексті статей вміщено: в 1-му томі — 233 ілюстрації, в 2-му томі — 230.

**НАУКОВІ КОНСУЛЬТАНТИ І СПЕЦРЕДАКТОРИ, ЯКІ БРАЛИ УЧАСТЬ
У ПІДГОТОВЦІ ЕНЦИКЛОПЕДІЇ КІБЕРНЕТИКИ**

Члени-кореспонденти АН УРСР І. М. КОВАЛЕНКО і І. ДЯНЬКО, В. І. СКУРІХІН, доктор філософських наук П. С. ДИМІТЕНКО, доктор біологічних наук М. О. ІВАНОВ-МІРОМСЬКИЙ, доктори технічних наук В. В. ВАСИЛЬСЬКИЙ, Ю. І. САМОУЛЕНКО, В. П. СІГОРСЬКИЙ, доктори фізико-математичних наук О. В. ГЛАДКИЙ, В. Н. РЕДЬКО, В. В. ШКУРБА, доктор філологічних наук Е. Ф. СКОРХОДЬКО, доктор хімічних наук Г. Е. ВЛЕДУЦЬ, кандидати технічних наук Ю. Г. АНТОМОНОВ, Т. К. ВІНЦЮК, Ю. Л. ІВАСЬКІВ, В. М. КОВАЛЬ, С. Ф. КОЗУЛОВЬКИЙ, Ю. В. КРЕМЕНТЬО, А. Г. КУХАРЧУК, О. Г. СЕМЕНЬКОВ, Т. Ф. СЛОБОДІНЮК, кандидати фізико-математичних наук Л. П. БАЛЕНКО, А. І. БЕРЕЗОВЬКИЙ, В. Ф. БОСТИРЬО, А. І. ПІКІТІН, М. П. СЛОБОДЕНЮК, М. І. ШЛЕЗІНГЕР, М. В. ЯРОВИЦЬКИЙ, кандидат педагогічних наук Р. С. ГІЛІРЕДСЬКИЙ.

СПІВРОБІТНИКИ ГОЛОВНОЇ РЕДАКЦІЇ УКРАЇНСЬКОЇ РАДЯНСЬКОЇ
ЕНЦИКЛОПЕДІЇ, ЯКІ БРАЛИ УЧАСТЬ У НАУКОВО-РЕДАКЦІЙНІЙ
ПІДГОТОВЦІ ТА ХУДОЖНЬО-ТЕХНІЧНОМУ ОФОРМЛЕННІ
ЕНЦИКЛОПЕДІЇ КІБЕРНЕТИКИ

Редакція Енциклопедії кіберетики: завідувач редакцією — кандидат технічних наук П. В. ПОХОДЗІЛО, старший науковий редактор — Д. К. ПІСЕН-ВАРТ, наукові редактори — Л. П. БЕРЕЗИНЕЦЬ, В. Ф. КОЗУБОВСЬКИЙ, О. Т. ХАВРО, молодший редактор — С. Г. ХАРЧЕНКО.

Редакція словника і контрольного читання: завідувач редакцією — кандидат педагогічних наук Р. А. ЗАЄЗДНИЙ, старший науковий редактор — Д. Ю. ЧЕПУР, науковий редактор — Д. Г. КОСТЯНТИНІВСЬКА.

Літературно-контрольна редакція: завідувач редакцією — Ю. М. ДОЛЕНКО, наукові редактори — І. А. ЧЕРНЕНКО, А. П. КОКА.

Група бібліографії: редактори-бібліографи — Г. П. ВДОВЕНКО, О. Б. КРИЖАНІВСЬКА.

Редакція ілюстрацій: завідувач редакцією — Р. О. СЕЛІВАЧОВ, художній редактор — В. Я. БЕРЕЗАНЬ.

У художньому оформленні книг брали участь: І. П. ХОТІНОК — опера, титульні сторінки і заголовні літери, О. С. ГУРЛЄВ — середнетекстові ілюстрації, Г. М. КОСЯН і О. М. ФЕОКТИСТОВ — ілюстрації на вклейках, М. М. ДИМЧЕНКО — попередні ескізи до ілюстрацій на вклейках.

Коректорський відділ: завідувач відділом — В. Д. КІЛОЧИЦЬКА, старші коректори — Г. К. ГАЛІЧУК, В. М. МЕЛЬНИЧЕНКО, В. Я. РІЗНИК, М. К. РУДНИЦЬКА, К. Г. ШЕВЧЕНКО, О. К. ЯЦЕНКО.

Технічне редагування: завідувач редакцією — Г. С. ДЕРЕВ'ЯНКО, технічний редактор — В. М. КУРІННИЙ.

Відділ комплектування: завідувач відділом — Н. І. КУЛІНІЧ.

Адреса Головної редакції Української Радянської Енциклопедії: 252650, Київ - 30, ГСП, вул. Леніна, 51.

У томі наміщено 230 середньотомних ілюстрацій і 8 кольорових ілюстрацій на висейнах. Кольорові ілюстрації надруковано на Головному підприємстві республіканського виробничого об'єднання «Поліграфкнига» Держкомвидаву УРСР. Папір для тексту виготовлено на фабриці ім. Ю. Яковича. Том атано до набору 19 січня 1973 року, підписано до друку 16 серпня 1973 року.

БФ 04469. Тираж 7000. Формат 70х100³/₁₆. Фіа.-друк. аркушів 36+0.75 арк. висейнок; умовних друк. арк. 47,41; облік.-видава. аркушів 82.21. Ціна одного тому 4 крб. 02 коп. Зам. № 723.

Надруковано з матриць Головного підприємства республіканського виробничого об'єднання «Поліграфкнига» Держкомвидаву УРСР (Київ, вул. Довженка, 3) на Київській книжковій фабриці республіканського виробничого об'єднання «Поліграфкнига» Держкомвидаву УРСР, Київ, вул. Воронького, 24.





ЕНЦИКЛОПЕДІЯ КІБЕРНЕТИКИ

М · Я

2